
Définitions Inductives et preuves par induction

Définitions inductives en informatique

- Syntaxe concrete
- Syntaxe abstraite
- Règles de typage
- Règles d'évaluation

Le principe

Une définition inductive est caractérisée par :

- Une ou plusieurs **assertions**
- Un ensemble de **règles** d'inférence pour dériver ces assertions

Exemple :

- Assertion : "X est naturel" ou "X nat"
- Règles d'inférence :

R1 : 0 est naturel

R2 : Si n est naturel, alors succ(n) est naturel.

Notation

Les règles d'inférence sont notées

$$\frac{\text{Hypothèse}_1 \dots \text{Hypothèse}_n \text{ (Nom de la règle)}}{\text{Conclusion}}$$

- Conclusion est une assertion
- Hypothèse₁ ... Hypothèse_n sont des assertions
- En général $n \geq 0$. Si $n = 0$ la règle est un **axiome**

Exemple (règle unaire)

Les entiers naturels

$$\frac{}{0 \text{ est naturel}} (Nat0) \quad \frac{n \text{ est naturel}}{succ(n) \text{ est naturel}} (Nat+)$$

Exemple (règle binaire)

Les arbres binaires

$$\frac{}{vide \text{ est un arbre binaire}} (Abin-nil)$$
$$\frac{A_1 \text{ est un arbre binaire} \quad A_2 \text{ est un arbre binaire}}{node(A_1, A_2) \text{ est un arbre binaire}} (Abin-ind)$$

Exemple

Les mots sur un alphabet A

$$\frac{}{\epsilon \text{ mot}} \quad \frac{a \in A \quad n \text{ mot}}{a.n \text{ mot}}$$

7

Exemple (plusieurs axiomes, règles unaires et binaires)

Les expressions de la logique propositionnelle sur l'alphabet A

$$\frac{p \in A}{p \text{ expr}}$$
$$\frac{A_1 \text{ expr} \quad A_2 \text{ expr}}{A_1 \vee A_2 \text{ expr}} \quad \frac{A_1 \text{ expr} \quad A_2 \text{ expr}}{A_1 \wedge A_2 \text{ expr}}$$
$$\frac{A_1 \text{ expr} \quad A_2 \text{ expr}}{A_1 \rightarrow A_2 \text{ expr}} \quad \frac{A \text{ expr}}{\neg A \text{ expr}}$$

8

Exemple (plusieurs assertions)

Les forêts

$$\frac{}{vide\ arbre}$$
$$\frac{A\ arbre \quad f\ foret}{cons(A, f)\ foret}$$
$$\frac{}{nil\ foret}$$
$$\frac{f\ foret}{node(f)\ arbre}$$

Dérivation d'une assertion

Une assertion A est **dérivable** ssi

– A est un axiome

$$\frac{}{A}$$

– ou il y a une règle de la forme

$$\frac{A_1 \quad A_n}{A}$$

telle que A_1, \dots, A_n sont dérivables

Ensemble inductif

Un ensemble inductif est le plus petit ensemble engendré par un système de règles d'inférence.

Preuves par Induction

Preuves par induction

- Induction sur les entiers
 - Induction mathématique
 - Induction complète
 - Équivalence
- Induction bien fondée
- Induction structurelle
- Induction sur un ensemble inductif

Induction sur les entiers I (induction mathématique)

Théorème : Soit P une propriété sur les entiers. Supposons

(IM1) $P(0)$,

(IM2) $\forall n \in \mathbb{N}. P(n) \rightarrow P(n + 1)$,

alors $\forall n \in \mathbb{N}. P(n)$

Exemples

$$1) \sum_{i=1}^n i = \frac{n * (n + 1)}{2} \quad 2) \quad n^2 = \sum_{i=1}^n (2i - 1)$$

Mais comment prouver

1. "Tout entier est décomposable en produit de nombres premiers"
2. "Si n est divisible par 3, alors $fib(n)$ est pair, sinon $fib(n)$ est impair".

Induction sur les entiers II (induction complète)

Théorème : Soit P une propriété sur les entiers. Supposons

$$(IC) \quad \forall n \in \mathbb{N}. ((\forall k < n. P(k)) \rightarrow P(n))$$

alors $\forall n \in \mathbb{N}. P(n)$

Équivalence des deux principes

Malgré l'apparente supériorité du deuxième principe, on prouve

Théorème : Induction mathématique et complète sont équivalentes.

Théorème fondamental du cours

Théorème : Tous le monde est d'accord avec le professeur.

Preuve : On montre, par induction sur le nombre de personnes dans l'amphi, que tout groupe de n personnes contenant le professeur est d'accord avec lui.

Cas de base : il y a seulement le professeur, trivial.

Cas inductif : on suppose l'énoncé vrai pour tout groupe de n personnes, et on le prouve pour tout groupe de $n + 1$.

Numérotons de 1 à $n + 1$ les personnes en question, de façon que le professeur soit le numéro n , et considérons le groupe A des premières n et le groupe B des dernières n personnes.

Les deux groupes contiennent le professeur et sont de taille

$n < n + 1$, donc on peut appliquer l'hypothèse d'induction et en déduire qu'ils sont tous d'accord avec le professeur (qui est dans les deux), ce qui nous permet de conclure.

Corollaire : Le professeur a toujours raison.

Principe d'induction bien fondée

Un ensemble \mathcal{A} , un ordre strict $>$ et une propriété P sur \mathcal{A}

Principe d'induction :

Si

1. "pour tout élément minimal $y \in \mathcal{A}$ on a $P(y)$ "
2. "le fait que $P(z)$ soit vérifiée pour tout élément $z < x$ implique $P(x)$ "

alors

"pour tout $x \in \mathcal{A}$ on a $P(x)$ "

Ce principe est-il toujours bien défini ?

Théorème :

Si $>$ est bien fondé, alors le principe d'induction est correct.

Théorème :

Si le principe d'induction est correct, alors $>$ est bien fondé.

Corollaire : Le principe d'induction est correct pour les ensembles inductifs.

Corollaire : Le principe d'induction structurelle.

Exemples

– Les mots :

$P(m)$ est la propriété :

$$\text{concat}(\text{concat}(m, v_1), v_2) = \text{concat}(m, \text{concat}(v_1, v_2))$$

– Les arbres binaires :

$P(a)$ est la propriété : $\text{feuilles}(a) = \text{noeuds_internes}(a) + 1$

Induction sur d'autres ordres bien fondés

- Ordre lexicographique
- Ordre multi-ensemble
- Combinaisons

Ordres lexicographiques

Soit $>_{A_i}$ un ordre strict sur l'ensemble A_i .

Ordre lexicographique sur le produit de 2 ensembles :

$$(x, y) >_{lex} (x', y') \text{ ssi } (x >_{A_1} x') \text{ ou } (x = x' \text{ et } y >_{A_2} y')$$

Exemple :

$$(4, "abc") >_{lex} (3, "abc") >_{lex} (2, "abcde") >_{lex} (2, "bcde") >_{lex} (2, "e") >_{lex} (1, "e") >_{lex} (0, \epsilon)$$

Ordre lexicographique sur le produit de n ensembles

Si chaque $>_{\mathcal{A}_i}$ est un ordre strict sur l'ensemble \mathcal{A}_i , alors $>_{lex}$ est un ordre strict qui permet de comparer deux n -uplets de la manière suivante :

$$(x_1, \dots, x_n) >_{lex} (x'_1, \dots, x'_n) \text{ ssi } \exists 1 \leq j \leq n \\ (x_j >_{\mathcal{A}_j} x'_j \text{ and } \forall 1 \leq i < j \ x_i = x'_i)$$

Théorème : Si chaque $>_{\mathcal{A}_i}$ est un ordre strict sur \mathcal{A}_i , alors l'ordre lexicographique $>_{lex}$ sur le produit de $\mathcal{A}_1 \times \dots \times \mathcal{A}_n$ est un ordre strict sur $\mathcal{A}_1 \times \dots \times \mathcal{A}_n$.

Avertissement : $>_{lex}$ n'est pas l'ordre du dictionnaire !!

Exemple : la fonction d'Ackerman

Montrer par induction que la fonction suivante termine.

$$\begin{aligned} \text{Ackerman}(0, n) &= n+1 \\ \text{Ackerman}(m+1, 0) &= \text{Ackerman}(m, 1) \\ \text{Ackerman}(m+1, n+1) &= \text{Ackerman}(m, \text{Ackerman}(m+1, n)) \end{aligned}$$

Les multi-ensembles

Définition : Soit \mathcal{A} un ensemble. Un **multi-ensemble** de base \mathcal{A} est une fonction $\mathcal{M} : \mathcal{A} \rightarrow \mathbb{N}$. Le multi-ensemble \mathcal{M} est **fini** si $\mathcal{M}(x) > 0$ seulement pour un nombre fini d'éléments de \mathcal{A} .

Notation : $\{\{a, a, b\}\}$.

Ordres multi-ensembles

Définition : $\mathcal{M} >_{mul} \mathcal{N}$ ssi \mathcal{N} s'obtient à partir de \mathcal{M} en appliquant la règle suivante un nombre fini de fois : enlever un élément x de \mathcal{M} et le remplacer par un nombre fini d'éléments plus petits que x (par rapport à l'ordre $>$).

Notation :

$$\{\{5, 3, 1, 1\}\}$$

Exemple :

$$\{\{5, 3, 1, 1\}\} >_{mul} \{\{4, 3, 3, 1\}\}$$

Théorème : Si $>_A$ est un ordre strict sur \mathcal{A} , alors $>_{mul}$ est un ordre strict sur les multi-ensembles de base \mathcal{A} .

Exemple

Un homme possède une somme d'argent en euros. Chaque jour il procède de la façon suivante :

- soit il jette une pièce de monnaie dans une fontaine,
- ou bien il change l'un de ses billets à la banque.

Montrer que ce processus termine, c'est à dire, que dans un temps fini l'homme reste sans argent.