

# Introduction à la Logique Mathématique

Seconde partie : Théorie des modèles

Thomas Blossier, Julien Melleray



# Table des matières

<b>4</b>	<b>Structures et théories</b>	<b>1</b>
4.1	Structures, langage associé . . . . .	1
4.2	Sous-structures, plongements, isomorphismes . . . . .	2
4.3	Langage du 1er ordre . . . . .	6
4.4	Satisfaction des formules du 1er ordre . . . . .	7
4.5	Équivalence élémentaire, extension élémentaire . . . . .	9
4.6	Théories et modèles . . . . .	13
4.7	Ensembles définissables . . . . .	15
<b>5</b>	<b>Compacité, Théorème de Löwenheim-Skolem</b>	<b>17</b>
5.1	Enoncés du théorème de compacité . . . . .	17
5.2	Ultraproduits - Une démonstration du théorème de compacité . . . . .	19
5.3	Théorème de l'extension élémentaire commune . . . . .	21
5.4	Théorème de Löwenheim-Skolem - Théories $\kappa$ -catégoriques . . . . .	22
5.5	Une application du théorème de compacité . . . . .	23
<b>6</b>	<b>Types et élimination des quanteurs</b>	<b>25</b>
6.1	Types . . . . .	25
6.2	Élimination des quanteurs . . . . .	27
6.3	Les corps algébriquement clos . . . . .	29
<b>7</b>	<b>Espaces de types, Saturation, Théorème d'omission</b>	<b>31</b>
7.1	Espaces de types . . . . .	31
7.2	Types sur des paramètres . . . . .	32
7.3	Saturation . . . . .	34
7.4	Théorème d'omission des types . . . . .	36
7.5	Théories $\aleph_0$ -catégoriques . . . . .	38
<b>8</b>	<b>Limites de Fraïssé</b>	<b>39</b>
<b>9</b>	<b>Annexe : point de vue topologique</b>	<b>45</b>
9.1	Espace des types . . . . .	45
9.2	Le théorème d'omission des types . . . . .	46



# Chapitre 4

## Structures et théories

Les théoriciens des modèles s'intéressent aux structures et à leurs ensembles définissables. Ils étudient plus précisément des classes de structures suivant des propriétés partagées par celles-ci, qui peuvent être par exemple combinatoires ou géométriques. Dans ce chapitre on présente des notions de base de la théorie des modèles. Les aspects syntaxiques des langages considérés sont introduits sans être complètement détaillés, l'essentiel pour les théoriciens des modèles étant le point de vue sémantique.

### 4.1 Structures, langage associé

Les structures, structures de groupes, de corps ..., sont des objets usuels pour les mathématiciens contemporains. Dans la première partie du cours, la structure sous-jacente était réduite à un univers muni d'une unique relation binaire,  $\in$  (et de l'égalité  $=$ ). Pour ce cours, nous définissons la notion de structures de la façon suivante :

#### Définition 4.1.

1. Une *structure*  $\mathfrak{M}$  est la donnée d'un *ensemble de base* ou *univers*  $M$  non vide muni :
  - d'une famille  $(c_i^{\mathfrak{M}})_{i \in I}$  de constantes, où  $c_i^{\mathfrak{M}} \in M$ ,
  - d'une famille  $(f_j^{\mathfrak{M}})_{j \in J}$  de fonctions, où pour tout  $j \in J$ ,  $f_j^{\mathfrak{M}}$  est une fonction totale de  $M^{n_j}$  dans  $M$  pour un entier  $n_j > 0$ ,
  - d'une famille  $(R_k^{\mathfrak{M}})_{k \in K}$  de relations, où pour tout  $k \in K$ ,  $R_k^{\mathfrak{M}}$  est un sous-ensemble de  $M^{n_k}$  pour un entier  $n_k > 0$ .

On supposera de plus qu'une structure est toujours munie de l'égalité, c'est-à-dire que la diagonale de  $\mathfrak{M}^2$  est l'une des relations  $R_k^{\mathfrak{M}}$ . L'ensemble de base  $M$  sera appelé *domaine* de  $\mathfrak{M}$  et sera souvent noté de la même façon que  $\mathfrak{M}$ .

2. Le *langage*  $L$  associé à une structure  $\mathfrak{M}$  consiste en :
  - un symbole de constante  $c_i$  pour chaque constante  $c_i^{\mathfrak{M}}$ ,
  - un symbole de fonction  $f_j$  d'arité  $n_j$  pour chaque fonction  $f_j^{\mathfrak{M}}$ ,
  - un symbole de relation  $R_k$  d'arité  $n_k$  pour chaque relation  $R_k^{\mathfrak{M}}$ .

3. Une  $L$ -structure est une structure  $\mathfrak{M}$  dont le langage associé est  $L$ .

**Notation.** Un langage arbitraire sera noté

$$L = \{(c_i)_{i \in I}, (f_j)_{j \in J}, (R_k)_{k \in K}\}.$$

Une  $L$ -structure sera notée

$$\mathfrak{M} = \langle M, (c_i^{\mathfrak{M}})_{i \in I}, (f_j^{\mathfrak{M}})_{j \in J}, (R_k^{\mathfrak{M}})_{k \in K} \rangle$$

ou plus simplement s'il n'y a pas d'ambiguïté

$$\mathfrak{M} = \langle M, (c_i)_{i \in I}, (f_j)_{j \in J}, (R_k)_{k \in K} \rangle.$$

Dans ces notations, l'égalité sera le plus souvent omise.

**Exemple 4.2.**

1.  $\langle \mathbb{N}, 0, + \rangle$  et  $\langle \mathbb{Z}, 0, + \rangle$  sont des structures ayant le même langage associé  $L = \{0, +\}$  qui est constitué d'un symbole de constante 0, d'un symbole  $+$  de fonction binaire et d'un symbole de relation  $=$  pour l'égalité.
2. Le langage des ordres  $L_{ord} = \{<\}$  ne contient que deux relations binaires  $=$  et  $<$ . Les structures  $\langle \mathbb{Z}, < \rangle$  et  $\langle \mathbb{Q}, < \rangle$  sont des  $L_{ord}$ -structures.
3. Le langage des groupes  $L_{gp} = \{1, \cdot, ^{-1}\}$  contient une constante 1, une fonction binaire  $\cdot$ , une fonction unaire  $^{-1}$  et l'égalité.
4. Le langage des anneaux  $L_{ann} = \{0, 1, +, -, \cdot\}$  contient deux constantes 0 et 1, trois fonctions binaires  $+$ ,  $-$ ,  $\cdot$ , et l'égalité.
5. Le langage de la théorie des ensembles  $\in$ .

**Remarque.** Toute ensemble avec une relation binaire peut être vue comme une  $L_{ord}$ -structure, même si cette relation n'est pas une relation d'ordre. On pourrait par exemple considérer la structure  $\mathfrak{M} = \langle M, < \rangle$  avec  $M = \mathbb{C}$  et  $<^{\mathfrak{M}} = \{(x, y) \in M^2 : y^2 = x^3\}$ . Autrement dit la donnée d'un langage  $L$  ne fixe pas les propriétés des constantes, fonctions ou relations d'une  $L$ -structure (à l'exception des arités). Nous utiliserons des formules construites à partir de  $L$  pour exprimer certaines propriétés.

Nous fixons pour toute la suite un langage  $L = \{(c_i)_{i \in I}, (f_j)_{j \in J}, (R_k)_{k \in K}\}$ .

## 4.2 Sous-structures, plongements, isomorphismes

**Définition 4.3.** Soient  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  deux  $L$ -structures. Alors  $\mathfrak{M}$  est une *sous-structure* de  $\mathfrak{N}$  (on notera  $\mathfrak{M} \subset \mathfrak{N}$ ) si  $M \subset N$  et si cette inclusion préserve les constantes, les fonctions et les relations, c'est-à-dire est telle que :

- pour toute constante  $c \in L$ ,  $c^{\mathfrak{M}} = c^{\mathfrak{N}}$ ,
- pour toute fonction  $n$ -aire  $f \in L$  et pour tout  $\bar{a} \in M^n$ ,  $f^{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = f^{\mathfrak{N}}(\bar{a})$ ,

— pour toute relation  $n$ -aire  $R \in L$  et pour tout  $\bar{a} \in M^n$ ,  $\bar{a} \in R^{\mathfrak{M}}$  ssi  $\bar{a} \in R^{\mathfrak{N}}$ .

**Remarque 4.4.**

1. Soit  $\mathfrak{N}$  une  $L$ -structure. On dira aussi qu'une partie  $M$  de  $N$  est une *sous-structure* de  $\mathfrak{N}$  si  $M$  contient toutes les constantes et est close par toutes les fonctions. Dans ce cas, on vérifie (exercice) que la structure ("induite sur  $M$ ")

$$\mathfrak{M} := \langle M, (c_i^{\mathfrak{N}}), (f_j^{\mathfrak{N}}|_{M^{n_j}}), (R_k \cap M^{n_k}) \rangle$$

est une sous-structure, au sens précédent, de  $\mathfrak{N}$ .

2. Soit  $\mathfrak{N}$  une  $L$ -structure et  $A$  une partie de  $N$ . Il existe une plus petite sous-structure de  $\mathfrak{N}$  contenant  $A$ , la sous-structure engendrée par  $A$ , qui est la clôture de  $A$  et de l'ensemble des constantes de  $L$  par les fonctions de  $L$ .
3. La notion de sous-structure dépend du langage choisi. Par exemple,  $\mathbb{N}$  est une sous-structure de  $\langle \mathbb{Z}, < \rangle$  et de  $\langle \mathbb{Z}, 0, + \rangle$  mais pas de  $\langle \mathbb{Z}, 0, +, - \rangle$ .

**Exercice 4.5.** Soit un corps  $K$ .

1. Remarquer que toute sous-structure de la structure  $\langle K, 0, 1, +, -, \cdot \rangle$  est un anneau.
2. Ajouter une fonction  $f$  au langage telle que toute sous-structure de  $\langle K, 0, 1, +, -, \cdot, f \rangle$  soit un corps.

**Exercice 4.6.** Soit  $I$  un ensemble totalement ordonné et  $(\mathfrak{M}_i)_{i \in I}$  une chaîne de  $L$ -structures ( $\mathfrak{M}_i \subset \mathfrak{M}_j$ , pour tout  $i < j$ ). Alors la réunion  $M = \cup_{i \in I} M_i$ , est munie canoniquement d'une  $L$ -structure, notée  $\mathfrak{M} = \cup_{i \in I} \mathfrak{M}_i$ , qui satisfait pour tout  $i \in I$ ,  $\mathfrak{M}_i \subset \mathfrak{M}$ .

**Définition 4.7.** Soient  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  deux  $L$ -structures.

1. Un *morphisme* de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est une application  $\sigma$  de  $M$  dans  $N$  qui préserve les constantes, les fonctions et les relations de la façon suivante :
  - pour toute constante  $c \in L$ ,  $\sigma(c^{\mathfrak{M}}) = c^{\mathfrak{N}}$ ,
  - pour toute fonction  $n$ -aire  $f \in L$  et pour tout  $\bar{a} \in M^n$ ,  $\sigma(f^{\mathfrak{M}}(\bar{a})) = f^{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{a}))$ ,
  - pour toute relation  $n$ -aire  $R \in L$  et pour tout  $\bar{a} \in M^n$ , si  $\bar{a} \in R^{\mathfrak{M}}$  alors  $\sigma(\bar{a}) \in R^{\mathfrak{N}}$ .
2. Un *plongement* de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est un morphisme  $\sigma$  de  $M$  dans  $N$  qui de plus vérifie pour toute relation  $n$ -aire  $R \in L$  et pour tout  $\bar{a} \in M^n$ ,

$$\bar{a} \in R^{\mathfrak{M}} \text{ si et seulement si } \sigma(\bar{a}) \in R^{\mathfrak{N}}.$$

Remarquons qu'un plongement est nécessairement injectif (car l'égalité est l'une des relations du langage). Notons également que l'image d'un plongement est une sous-structure et que réciproquement  $M \subset N$  est une sous-structure de  $\mathfrak{N}$  ssi l'identité de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est un plongement.

3. Un *isomorphisme* de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est un plongement surjectif. Un *automorphisme* de  $\mathfrak{M}$  est un isomorphisme de  $\mathfrak{M}$  sur lui-même. On dénote  $\mathfrak{M} \cong \mathfrak{N}$  pour  $\mathfrak{M}$  isomorphe à  $\mathfrak{N}$ .

Nous allons introduire maintenant la notion de *va-et-vient infini*, notion qui sera très utile pour l'étude de structures.

**Définition 4.8.** Soient  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  deux  $L$ -structures.

1. Un *isomorphisme partiel* de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est un isomorphisme d'une sous-structure de  $\mathfrak{M}$  sur une sous-structure de  $\mathfrak{N}$ . (Remarque : tout plongement est un isomorphisme partiel.)
2. Une famille non vide  $\mathcal{F}$  d'isomorphismes partiels de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  définit un *va-et-vient infini* entre les structures  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  si pour tout  $\sigma \in \mathcal{F}$ ,
  - pour tout  $m \in M$ , il existe  $\tau \in \mathcal{F}$  prolongeant  $\sigma$  tel que  $m \in \text{Dom}(\tau)$  (VA),
  - pour tout  $n \in N$ , il existe  $\tau \in \mathcal{F}$  prolongeant  $\sigma$  tel que  $n \in \text{Im}(\tau)$  (VIENT).
 Une telle famille d'isomorphismes partiels est dite *famille Karpienne*.
3. Les structures  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  sont  $\infty$ -équivalentes s'il existe un va-et-vient infini entre ces structures.

**Exemple 4.9.** Deux ordres totaux denses sans extrémité sont  $\infty$ -équivalents.

Soient  $\langle X, < \rangle$  et  $\langle Y, < \rangle$  deux ordres totaux denses sans extrémité. Soit  $\mathcal{F}$  la famille des isomorphismes entre des parties finies de  $X$  et  $Y$ . Cette famille est évidemment non vide : pour tout  $x \in X$  et  $y \in Y$ , l'application qui à  $x$  associe  $y$  est un isomorphisme de  $\{x\}$  sur  $\{y\}$ . Soit  $\sigma$  un isomorphisme de  $A = \{a_1, \dots, a_n\} \subset X$  sur  $B = \{b_1, \dots, b_n\} \subset Y$ . On peut supposer que pour tout  $i$ ,  $\sigma(a_i) = b_i$  et que  $a_1 < a_2 < \dots < a_n$ . Dans ce cas on a aussi  $b_1 < b_2 < \dots < b_n$ . Montrons le VA (le VIENT est symétrique) : soit  $x \in X \setminus A$ . Alors ou bien  $x < a_1$  et dans ce cas on prolonge  $\sigma$  en envoyant  $x$  sur un  $y < b_1$ , ou bien  $a_i < x < a_{i+1}$  et on prolonge  $\sigma$  en envoyant  $x$  sur un  $y \in Y$  tel que  $b_i < y < b_{i+1}$ , ou bien  $a_n < x$  et on prolonge  $\sigma$  en envoyant  $x$  sur un  $y > b_n$ .

**Exemple 4.10.** Deux corps algébriquement clos  $K_1$  et  $K_2$  de même caractéristique et de degré de transcendance infini sont  $\infty$ -équivalents.

Soit  $\mathcal{F}$  la famille des isomorphismes entre des sous-corps finiment engendrés respectivement de  $K_1$  et  $K_2$ . Comme  $K_1$  et  $K_2$  ont même caractéristique,  $\mathcal{F}$  est non vide car leurs corps premiers sont isomorphes.

Soit  $\sigma \in \mathcal{F}$  un isomorphisme de  $k_1$  sur  $k_2$ . Montrons le VA (le VIENT est symétrique) : soit  $a \in K_1$ .

Ou bien  $a$  est algébrique sur  $k_1$ . Soit  $P \in k_1[X]$  son polynôme minimal. Alors  $Q = \sigma(P)$  est un polynôme irréductible de  $k_2[X]$ . Comme  $K_2$  est algébriquement clos il existe  $b \in K_2$  qui a  $Q$  pour polynôme minimal sur  $k_2$ . On obtient alors un isomorphisme de  $k_1(a)$  sur  $k_2(b)$  qui prolonge  $\sigma$  en envoyant  $a$  sur  $b$ .

Ou bien  $a$  est transcendant sur  $k_1$ . Comme  $k_2$  est finiment engendré et  $K_2$  est de degré de transcendance infini, il existe  $b \in K_2$  transcendant sur  $k_2$ . Même conclusion que dans le cas précédent.



**Exercice 4.11.** Soit  $K$  un corps. On considère  $L_K = \{0, +, \lambda_k : k \in K\}$  le langage des  $K$ -espaces vectoriels, les  $\lambda_k$  étant des fonctions unaires (les fonctions scalaires). Soient  $E$  et  $F$  deux  $K$ -espaces vectoriels vus comme  $L_K$ -structures. Montrer que si  $E$  et  $F$  sont de dimension infinie alors ils sont  $\infty$ -équivalents.

**Exercice 4.12.** Donner un exemple de deux ordres totaux discrets infinis qui ne sont pas  $\infty$ -équivalents.

**Exercice 4.13.** Montrer que la relation d' $\infty$ -équivalence est bien une relation d'équivalence.

**Remarque 4.14.** Si deux structures  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  sont isomorphes alors il existe un va-et-vient infini entre ces deux structures, en effet la famille réduite à un isomorphisme entre les deux structures est une famille Karpienne.

Réciproquement :

**Proposition 4.15.** *Deux structures dénombrables qui sont  $\infty$ -équivalentes sont isomorphes.*

*Démonstration.* Soit  $\mathcal{F}$  une famille Karpienne d'isomorphismes partiels définissant un va-et-vient infini entre deux structures dénombrables  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$ . On choisit une énumération  $(m_i)_{i \in \mathbb{N}}$  de  $M$  et une énumération  $(n_i)_{i \in \mathbb{N}}$  de  $N$ .

On définit alors par récurrence une suite croissante  $(\sigma_i)_{i \in \omega}$  d'isomorphismes partiels dans  $\mathcal{F}$  telle que pour tout  $i \in \mathbb{N}$  et pour tout  $j < i$ ,

$$m_j \in \text{Dom}(\sigma_i) \quad \text{et} \quad n_j \in \text{Im}(\sigma_i).$$

On choisit pour cela, n'importe quel élément de  $\mathcal{F}$  pour  $\sigma_0$ . Supposons que  $\sigma_i \in \mathcal{F}$  est choisi. Par va-et-vient, il existe  $\tau \in \mathcal{F}$  prolongeant  $\sigma_i$  tel que  $m_i \in \text{Dom}(\tau)$  et  $n_i \in \text{Im}(\tau)$ . On prend alors pour  $\sigma_{i+1}$ , l'isomorphisme partiel  $\tau$ .

Soit  $\sigma = \cup_{i \in \mathbb{N}} \sigma_i$ . Alors  $\text{Dom}(\sigma) = M$  et  $\text{Im}(\sigma) = N$ . Vérifions que  $\sigma$  est un plongement :

— soit  $c$  une constante de  $L$ . Alors

$$\sigma(c^{\mathfrak{M}}) = \sigma_0(c^{\text{Dom}(\sigma_0)}) = c^{\text{Im}(\sigma_0)} = c^{\mathfrak{N}}.$$

— soit  $f$  une fonction  $n$ -aire de  $L$ ,  $R$  une relation  $n$ -aire de  $L$  et  $\bar{a} \in M^n$ . Alors il existe un entier  $i$  tel que  $\bar{a} \in (\text{Dom}(\sigma_i))^n$ . On a donc

$$\sigma(f^{\mathfrak{M}}(\bar{a})) = \sigma_i(f^{\text{Dom}(\sigma_i)}(\bar{a})) = f^{\text{Im}(\sigma_i)}(\sigma_i(\bar{a})) = f^{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{a}))$$

$$\text{et } \bar{a} \in R^{\mathfrak{M}} \text{ ssi } \bar{a} \in R^{\text{Dom}(\sigma_i)} \text{ ssi } \sigma_i(\bar{a}) \in R^{\text{Im}(\sigma_i)} \text{ ssi } \sigma(\bar{a}) \in R^{\mathfrak{N}}.$$

□

**Exemple 4.16.** Deux ordres totaux denses sans extrémité et dénombrables sont isomorphes.

### 4.3 Langage du 1er ordre

Afin d'étudier les *ensembles définissables* et d'exprimer certaines propriétés d'une structure, on considère des formules obtenues à partir du langage de base. On se restreint de manière arbitraire à un langage finitiste (formules de longueur finie) et du premier ordre (on ne quantifie que sur des éléments de l'univers). Ce choix est fait pour des raisons pratiques car c'est un cadre qui fournit de "bons outils techniques", en particulier le théorème de compacité que nous présenterons dans le chapitre suivant.

Dans ce langage, on pourra alors exprimer les *axiomes* (du premier ordre) satisfaits par une structure et donc parler de *théories*.

Nous avons précédemment fixé un langage  $L$  et nous allons de plus utiliser un ensemble infini dénombrable de variables qui sont généralement notées  $x, y, z, t, x_i, \dots$  pour construire par induction les  $L$ -termes et ensuite les  $L$ -formules à l'aide de connecteurs :

**Définition 4.17.**

1. On commence par définir l'ensemble des *termes* du langage  $L$  par l'induction suivante :
  - toutes les constantes de  $L$  et toutes les variables sont des  $L$ -termes,
  - si  $f$  est une fonction  $n$ -aire de  $L$  et  $t_1, \dots, t_n$  sont des termes, alors  $f(t_1, \dots, t_n)$  est un terme.
2. On définit ensuite l'ensemble des *formules* de  $L$  par l'induction suivante :
  - *Les formules atomiques* : si  $R$  est une relation  $n$ -aire de  $L$  et  $t_1, \dots, t_n$  sont des termes alors  $R(t_1, \dots, t_n)$  est une formule,
  - *Combinaisons booléennes (négation, conjonction, disjonction)* : si  $\phi$  et  $\psi$  sont des formules alors  $\neg\phi$  (*non  $\phi$* ),  $(\phi \wedge \psi)$  ( *$\phi$  et  $\psi$* ) et  $(\phi \vee \psi)$  ( *$\phi$  ou  $\psi$* ) sont des formules,
  - *Quantifications universelle et existentielle* : si  $\phi$  est une formule et  $x$  est une variable alors  $\forall x\phi$  (*pour tout  $x$ ,  $\phi$* ) et  $\exists x\phi$  (*il existe  $x$ ,  $\phi$* ) sont des formules.
3. *Variables liées, variables libres* :
  - si  $\phi$  est une formule et  $x$  est une variable alors les occurrences de  $x$  dans les formules  $\forall x\phi$  et  $\exists x\phi$  sont *liées* au quanteur (ou quantificateur)  $\forall$  ou  $\exists$ , exceptées celles qui étaient liées auparavant dans la formule  $\phi$ ,
  - si  $\phi$  est une formule et  $x$  est une variable alors les occurrences de  $x$  qui ne sont liées à aucun quanteur sont dites *libres*. En particulier toutes les occurrences des variables d'une formule sans quanteur sont libres.
4. Un *énoncé* (ou *formule close*) est une formule dont toutes les (occurrences de) variables sont liées.

**Remarque.** Une formule est un mot fini constitué de symboles de constantes, fonctions et relations de  $L$ , de symboles de variables, de connecteurs et de séparateurs (les parenthèses et la virgule).

**Exemple 4.18.** Les termes de  $L_{ord}$  sont les variables ; les formules atomiques de  $L_{ord}$  sont les égalités et les inégalités. Les formules suivantes sont des énoncés de  $L_{ord}$  qui décriront, une fois interprétés, les ordres totaux stricts :

1.  $\forall x \neg x < x$ ,
2.  $\forall x \forall y ((x < y \vee y < x) \vee x = y)$ ,
3.  $\forall x \forall y \forall z \neg((x < y \wedge y < z) \wedge (z = x \vee z < x))$ .

Nous allons très rapidement passer au sens "naturel" que l'on donne à ces formules dans une structure. Pour être tout à fait rigoureux dans nos futures définitions et démonstrations par induction sur la construction des formules, il est nécessaire de vérifier que la lecture des formules est unique. Nous laissons la vérification de ce résultat syntaxique au lecteur :

**Fait 4.1** (Lecture unique).

1. Chaque terme est, soit une variable, soit une constante, soit de la forme  $f(t_1, \dots, t_n)$  où  $f$  est une fonction d'arité  $n$  et  $t_1, \dots, t_n$  sont des termes. Cette écriture est **uniquement déterminée**.
2. Chaque formule est :
  - soit atomique et de la forme  $R(t_1, \dots, t_n)$  où  $R$  est une relation d'arité  $n$  et  $t_1, \dots, t_n$  sont des termes,
  - soit de la forme  $\neg \phi$  où  $\phi$  est une formule,
  - soit de la forme  $(\phi_1 \wedge \phi_2)$  ou de la forme  $(\phi_1 \vee \phi_2)$  où  $\phi_1$  et  $\phi_2$  sont deux formules,
  - soit de la forme  $\exists x \phi$  ou de la forme  $\forall x \phi$  où  $\phi$  est une formule et  $x$  est une variable.
 Cette écriture est **uniquement déterminée**.

## 4.4 Satisfaction des formules du 1er ordre

Pour définir l'interprétation des termes et la satisfaction des formules dans une structure, on considérera toujours un terme  $t$  avec un choix de variables  $\bar{x} = (x_1, \dots, x_n)$  tel que  $\bar{x}$  contienne au moins toutes les variables ayant une occurrence dans  $t$  et de même on considérera une formule  $\phi$  avec un uple  $\bar{x}$  de variables tel que toute variable ayant une occurrence libre dans  $\phi$  se trouve dans l'uple  $\bar{x}$ . On utilisera alors les notations  $t(\bar{x})$  et  $\phi(\bar{x})$ .

**Exemple 4.19.** Dans le langage  $L = \{\in\}$  on pourra par exemple noter  $\phi(x, y)$  la formule

$$(x \in y \wedge \forall z (\neg x \in z \vee (y = z \vee y \in z))).$$

Cette formule exprimera le fait que  $y$  est le successeur de  $x$ .

Dans le langage  $L = \{f\}$  réduit à une fonction unaire, on pourra noter  $\psi(x, y)$  la formule

$$(f(x) = y \wedge \forall y(y = x \vee f(y) \neq f(x))).$$

Cette formule exprimera le fait que  $x$  est l'unique antécédent de  $y$  par  $f$ . Notons que la variable  $y$  de  $\psi(x, y)$  correspond à l'unique occurrence libre de  $y$  dans la formule (la première occurrence), les occurrences suivantes sont liées au quantificateur  $\forall$ . On peut évidemment renommer la variable liée et on obtient par exemple la formule

$$(f(x) = y \wedge \forall z(z = x \vee f(z) \neq f(x)))$$

qui aura exactement la même interprétation que la précédente. (Pour abrégé on a utilisé ici le symbole  $\neq$  pour la négation de l'égalité.)

**Notation.** Pour toute la suite du cours les notations  $\bar{x}, \bar{y}, \dots$  désigneront des uples finis de variables et les notations  $\bar{a}, \bar{b}, \bar{m}, \dots$  désigneront des uples finis d'éléments.

**Définition 4.20.** Soit  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure.

1. Soit  $t(\bar{x})$  un terme et  $\bar{m} = (m_1, \dots, m_n)$  un uple d'éléments de  $M$  de même longueur que  $\bar{x}$ . On obtient un terme  $t(\bar{m})$ , à paramètres  $\bar{m}$ , en substituant  $m_i$  à toute occurrence de  $x_i$  dans  $t$ . On définit alors l'interprétation  $t^{\mathfrak{M}}(\bar{m}) \in M$  du terme  $t(\bar{m})$  par l'induction suivante :
  - l'interprétation d'une constante  $c$  est  $c^{\mathfrak{M}}$ ,
  - l'interprétation d'un paramètre  $m$  est  $m$ ,
  - l'interprétation de  $f(t_1, \dots, t_n)(\bar{m})$  où  $f$  est une fonction  $n$ -aire et  $t_1, \dots, t_n$  sont des termes est  $f(t_1, \dots, t_n)^{\mathfrak{M}}(\bar{m}) = f^{\mathfrak{M}}(t_1^{\mathfrak{M}}(\bar{m}), \dots, t_n^{\mathfrak{M}}(\bar{m}))$ .
2. De même pour une formule  $\phi(\bar{x})$ , on obtient une formule  $\phi(\bar{m})$ , à paramètres  $\bar{m}$ , en substituant  $m_i$  à toute occurrence libre de  $x_i$  dans  $\phi$ . On définit alors la *satisfaction* de  $\phi(\bar{m})$  dans  $\mathfrak{M}$ , que l'on dénote  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m})$ , par l'induction suivante :
  - $\mathfrak{M} \models R(t_1, \dots, t_n)(\bar{m})$  ssi  $(t_1^{\mathfrak{M}}(\bar{m}), \dots, t_n^{\mathfrak{M}}(\bar{m})) \in R^{\mathfrak{M}}$ ,
  - $\mathfrak{M} \models \neg\phi(\bar{m})$  ssi  $\mathfrak{M} \not\models \phi(\bar{m})$ ,
  - $\mathfrak{M} \models (\phi_1 \wedge \phi_2)(\bar{m})$  ssi  $\mathfrak{M} \models \phi_1(\bar{m})$  et  $\mathfrak{M} \models \phi_2(\bar{m})$ ,
  - $\mathfrak{M} \models (\phi_1 \vee \phi_2)(\bar{m})$  ssi  $\mathfrak{M} \models \phi_1(\bar{m})$  ou  $\mathfrak{M} \models \phi_2(\bar{m})$ ,
  - $\mathfrak{M} \models \forall x\phi(x, \bar{m})$  ssi pour tout  $a \in M$ ,  $\mathfrak{M} \models \phi(a, \bar{m})$ ,
  - $\mathfrak{M} \models \exists x\phi(x, \bar{m})$  ssi il existe  $a \in M$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi(a, \bar{m})$ .
3. Si  $\phi(\bar{m})$  est satisfaite dans  $\mathfrak{M}$  ( $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m})$ ), on dit également que  $\phi(\bar{m})$  est *vraie* dans  $\mathfrak{M}$ , que  $\mathfrak{M}$  *satisfait*  $\phi(\bar{m})$  ou que  $\bar{m}$  *satisfait*  $\phi(\bar{x})$  dans  $\mathfrak{M}$ .
4. Soient  $\phi(\bar{x})$  et  $\psi(\bar{x})$  deux formules. On dit que  $\phi(\bar{x})$  *implique*  $\psi(\bar{x})$  si pour toute  $L$ -structure  $\mathfrak{M}$  et tout  $\bar{m} \in M$ , si  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m})$  alors  $\mathfrak{M} \models \psi(\bar{m})$ .  
Les formules  $\phi(\bar{x})$  et  $\psi(\bar{x})$  sont *équivalentes* si  $\phi(\bar{x})$  implique  $\psi(\bar{x})$  et  $\psi(\bar{x})$  implique  $\phi(\bar{x})$ .

**Exercice 4.21.** Toute formule est équivalente à une formule ne contenant ni le connecteur booléen  $\vee$ , ni le quantificateur  $\forall$ .

On vérifie facilement que dans une conjonction ou une disjonction de plusieurs formules, tout choix de parenthèses donne une formule équivalente. On supprimera donc en général les parenthèses superflues.

Par la suite, nous utiliserons les abréviations suivantes :

- $\phi \rightarrow \psi$  pour  $\neg\phi \vee \psi$ ,
- $\phi \leftrightarrow \psi$  pour  $(\phi \rightarrow \psi) \wedge (\psi \rightarrow \phi)$ .

**Exercice 4.22.** Deux formules  $\phi(\bar{x})$  et  $\psi(\bar{x})$  sont équivalentes si et seulement toute  $L$ -structure satisfait  $\forall \bar{x}(\phi(\bar{x}) \leftrightarrow \psi(\bar{x}))$ .

**Exercice 4.23.** Toute formule est équivalente à une formule *préfixe*, c'est-à-dire à une formule de la forme  $Q_1x_1Q_2x_2 \dots Q_nx_n\phi$  où les  $Q_i$  sont des quantificateurs et  $\phi$  est une formule sans quantificateurs.

## 4.5 Équivalence élémentaire, extension élémentaire

Maintenant que nous avons défini les formules, nous pouvons parler des structures vérifiant les mêmes énoncés, c'est-à-dire ayant même *théorie* (cf plus loin).

**Définition 4.24.** Deux  $L$ -structures  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  sont *élémentairement équivalentes* (noté  $\mathfrak{M} \equiv \mathfrak{N}$ ) si elles satisfont les mêmes énoncés.

**Exemple 4.25.**

1.  $\langle \mathbb{Z}, + \rangle \equiv \langle 2\mathbb{Z}, + \rangle$  car ces deux structures sont isomorphes (voir Cor 4.28).
2.  $\langle \mathbb{Q}, + \rangle \equiv \langle \mathbb{R}, + \rangle$ . (Cf plus loin, théorie des groupes abéliens divisibles sans torsion).
3.  $\langle \mathbb{Z}, + \rangle \not\equiv \langle \mathbb{Q}, + \rangle$  car  $\forall x \exists y x = y + y$  est satisfaite dans  $\mathbb{Q}$  mais pas dans  $\mathbb{Z}$ .

**Exercice 4.26.** Si  $\mathfrak{M}$  est une  $L$ -structure finie et  $\mathfrak{N} \equiv \mathfrak{M}$  alors  $|\mathfrak{N}| = |\mathfrak{M}|$ .

La proposition suivante montre en particulier que deux structures isomorphes sont élémentairement équivalentes.

**Proposition 4.27.** Soit  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  deux  $L$ -structures.

1. Si  $\sigma$  est un morphisme de  $\mathfrak{M}$  vers  $\mathfrak{N}$  alors pour toute formule atomique  $\phi(x_1, \dots, x_k)$  et tout  $\bar{m} = (m_1, \dots, m_k) \in M^k$ , si  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m})$  alors  $\mathfrak{N} \models \phi(\sigma(\bar{m}))$ .
2. Si  $\sigma$  est un plongement de  $\mathfrak{M}$  vers  $\mathfrak{N}$  alors pour toute formule sans quantificateurs  $\phi(x_1, \dots, x_k)$  et tout  $\bar{m} = (m_1, \dots, m_k) \in M^k$ ,  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m})$  si et seulement si  $\mathfrak{N} \models \phi(\sigma(\bar{m}))$ .
3. Si  $\sigma$  est un isomorphisme de  $\mathfrak{M}$  sur  $\mathfrak{N}$  alors pour toute formule  $\phi(x_1, \dots, x_k)$  et tout  $\bar{m} = (m_1, \dots, m_k) \in M^k$ ,  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m})$  si et seulement si  $\mathfrak{N} \models \phi(\sigma(\bar{m}))$ . (On dit dans ce cas que  $\bar{m}$  et  $\sigma(\bar{m})$  ont même type, (voir Chapitre 6).

*Démonstration.* La preuve se fait par induction sur les termes puis les formules. Elle est laissée au lecteur qui pourra s'inspirer de la preuve de la proposition suivante.  $\square$

La réciproque de (3) n'est pas vraie en général, même si  $\mathfrak{N} = \mathfrak{M}$  : deux uples  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  de  $M^k$  peuvent avoir même type (c.à.d. satisfaire les mêmes formules) sans qu'il existe d'automorphisme de  $\mathfrak{M}$  qui envoie  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$ . Par contre, il existera un tel automorphisme dans une extension (élémentaire) de  $\mathfrak{M}$  (voir Chapitre 6).

**Corollaire 4.28.** Deux structures isomorphes sont élémentairement équivalentes.

La méthode de va-et-vient sera souvent utilisée pour montrer que deux structures sont élémentairement équivalentes :

**Proposition 4.29.** *Si  $\mathcal{F}$  est une famille Karpienne définissant un va-et-vient infini entre deux structures  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  alors pour tout  $\sigma \in \mathcal{F}$ , tout  $\bar{m} \in (\text{Dom}(\sigma))^n$  (ici  $n$  peut-être nul) et toute formule  $\phi(\bar{x})$ ,*

$$\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m}) \text{ ssi } \mathfrak{N} \models \phi(\sigma(\bar{m})).$$

(C'est-à-dire  $\bar{m}$  et  $\sigma(\bar{m})$  ont même type (voir Chapitre 6).

En particulier,  $\mathfrak{M} \equiv \mathfrak{N}$ .

*Démonstration.* Commençons par remarquer qu'un isomorphisme partiel préserve les formules atomiques. Soit  $\sigma$  un isomorphisme partiel de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$ . Montrons par induction, que pour tout terme  $t(\bar{x})$  et tout  $\bar{m} \in (\text{Dom}(\sigma))^n$ ,  $t^{\mathfrak{M}}(\bar{m}) \in \text{Dom}(\sigma)$  et  $\sigma(t^{\mathfrak{M}}(\bar{m})) = t^{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{m}))$ . Pour les constantes et les variables, c'est évident car  $\text{Dom}(\sigma)$  est une sous-structure de  $\mathfrak{M}$  et  $\sigma$  est un isomorphisme de  $\text{Dom}(\sigma)$  sur la sous-structure  $\text{Im}(\sigma)$  de  $\mathfrak{N}$ . Si  $t(x)$  est le terme  $f(t_1, \dots, t_n)$  où  $f$  est une fonction  $n$ -aire et  $t_1(\bar{x}), \dots, t_n(\bar{x})$  sont des termes pour lesquels le résultat est vrai. Alors  $f^{\mathfrak{M}}(t_1^{\mathfrak{M}}(\bar{m}), \dots, t_n^{\mathfrak{M}}(\bar{m})) \in \text{Dom}(\sigma)$  car  $\text{Dom}(\sigma)$  est une sous-structure de  $\mathfrak{M}$ . De plus

$$\sigma(t^{\mathfrak{M}}(\bar{m})) = \sigma(f^{\mathfrak{M}}(t_1^{\mathfrak{M}}(\bar{m}), \dots, t_n^{\mathfrak{M}}(\bar{m}))) = f^{\mathfrak{N}}(\sigma(t_1^{\mathfrak{M}}(\bar{m})), \dots, \sigma(t_n^{\mathfrak{M}}(\bar{m})))$$

car  $\sigma$  est un isomorphisme partiel. Par hypothèse d'induction, on obtient

$$\sigma(t^{\mathfrak{M}}(\bar{m})) = f^{\mathfrak{N}}(t_1^{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{m})), \dots, t_n^{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{m}))) = t^{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{m})).$$

On en déduit qu'un isomorphisme partiel préserve les formules atomiques et, par combinaisons booléennes, toutes les formules sans quantificateur.

Nous montrons maintenant le résultat par induction sur la construction des formules pour tous les éléments de  $\mathcal{F}$ . Si le résultat est vrai pour deux formules, il est évidemment vrai pour toute combinaison booléenne de ces formules. Il suffit donc de vérifier que si le résultat est vrai pour  $\phi(x, \bar{y})$  il est encore vrai pour  $\exists x \phi(x, \bar{y})$ . Soit  $\sigma \in \mathcal{F}$  et  $\bar{m} \in (\text{Dom}(\sigma))^n$ . Si  $\mathfrak{M} \models \exists x \phi(x, \bar{m})$  alors il existe  $a \in M$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi(a, \bar{m})$ . Par VA, il existe  $\tau \in \mathcal{F}$  prolongeant  $\sigma$  tel que  $a \in \text{Dom}(\tau)$ . Par hypothèse d'induction,  $\mathfrak{N} \models \phi(\tau(a), \tau(\bar{m}))$  donc  $\mathfrak{N} \models \exists x \phi(x, \sigma(\bar{m}))$ . Si  $\mathfrak{N} \models \exists x \phi(x, \sigma(\bar{m}))$ , on fait de même avec le VIENT.  $\square$

**Remarque.** Pour construire un va et vient entre deux structures, on fait en général une conjecture sur la description des types. Par exemple, dans le cas des ordres totaux denses sans extrémité (cf Exemple 4.9), il suffit de préserver l'ordre pour obtenir un va et vient, ce qui signifie ensuite d'après la proposition ci-dessus, que deux uples satisfont les mêmes formules (c.à.d ont même type) dès qu'ils sont ordonnés de la même manière.

**Proposition 4.30.** *Soient  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  deux  $L$ -structures. Supposons que  $\mathfrak{M}$  est finie. Alors  $\mathfrak{M} \equiv \mathfrak{N}$  ssi  $\mathfrak{M} \cong \mathfrak{N}$ .*

*Démonstration.* Rappelons que la réciproque est vraie sans hypothèse que  $\mathfrak{M}$  est finie (Corollaire 4.28).

Supposons que  $\mathfrak{M}$  est finie et  $\mathfrak{M} \equiv \mathfrak{N}$ . Soit  $n$  le cardinal de  $\mathfrak{M}$  et  $(a_1, \dots, a_n)$  une énumération de  $M$ . Soit  $\phi(\bar{x})$  une formule sans paramètre satisfaite par  $\bar{a}$ , et avec un nombre minimal de réalisations dans  $\mathfrak{M}^n$ . Alors  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{a})$ , donc  $\mathfrak{M} \models \exists \bar{x} \phi(\bar{x})$ . Comme  $\mathfrak{N} \equiv \mathfrak{M}$ , on a  $\mathfrak{N} \models \exists \bar{x} \phi(\bar{x})$ . Soit donc  $\bar{b} \in N^n$  tel que  $\mathfrak{N} \models \phi(\bar{b})$ .

Notons  $\sigma$  l'application de  $M$  dans  $N$  qui à  $a_k$  associe  $b_k$ . Nous allons vérifier que  $\sigma$  est un isomorphisme. Pour cela, nous allons utiliser le fait que pour toute autre formule sans paramètres  $\psi(\bar{x})$ , on a

$$\mathfrak{M} \models \psi(\bar{a}) \text{ si et seulement si } \mathfrak{N} \models \psi(\bar{b}).$$

En effet, par minimalité de  $\phi$ , si  $\mathfrak{M} \models \psi(\bar{a})$  alors  $\mathfrak{M} \models \forall \bar{x} (\phi(\bar{x}) \rightarrow \psi(\bar{x}))$ . Comme  $\mathfrak{N} \equiv \mathfrak{M}$ , on a aussi  $\mathfrak{N} \models \forall \bar{x} (\phi(\bar{x}) \rightarrow \psi(\bar{x}))$ , donc  $\mathfrak{N} \models \psi(\bar{b})$ . Pour la réciproque, il suffit de considérer la négation de  $\psi$ .

En utilisant les formules

$$\bigwedge_{1 \leq i < j \leq n} x_i \neq x_j \quad \text{et} \quad \forall y \bigvee_{1 \leq i \leq n} y = x_i,$$

on en déduit que  $\sigma$  est bijective.

Vérifions maintenant que  $\sigma$  est un plongement :

1. Soit  $c$  une constante de  $L$ . Alors il existe  $k \in \{1, \dots, n\}$  tel que  $c^{\mathfrak{M}} = a_k$ . Ainsi  $\bar{a}$  satisfait la formule  $c = x_k$  et donc  $\bar{b}$  également, d'où  $c^{\mathfrak{N}} = b_k = \sigma(a_k) = \sigma(c^{\mathfrak{M}})$ .
2. Soit  $f$  une fonction  $r$ -aire et  $\bar{m} = (m_1, \dots, m_r) \in M^r$ . Soit  $m_0 := f^{\mathfrak{M}}(\bar{m})$ . Pour tout  $j \in \{1, \dots, r\}$ , soit  $k_j \in \{1, \dots, n\}$  tel que  $m_j = a_{k_j}$ . Alors  $\bar{a}$  satisfait  $f(x_{k_1}, \dots, x_{k_r}) = x_{k_0}$ , et  $\bar{b}$  aussi. Ainsi,  $f^{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{m})) = \sigma(f^{\mathfrak{M}}(\bar{m}))$ .
3. Soit  $R$  une relation  $r$ -aire et  $\bar{m} = (m_1, \dots, m_r) \in M^r$ . Pour tout  $j \in \{1, \dots, r\}$ , soit  $k_j \in \{1, \dots, n\}$  tel que  $m_j = a_{k_j}$ . Alors  $\bar{m} \in R^{\mathfrak{M}}$  si et seulement  $\bar{a}$  satisfait  $R(x_{k_1}, \dots, x_{k_r})$  si et seulement  $\bar{b}$  satisfait  $R(x_{k_1}, \dots, x_{k_r})$  si et seulement  $\sigma(\bar{m}) \in R^{\mathfrak{N}}$ .

□

**Exercice 4.31.** Montrer que deux ordres totaux denses sans extrémité sont élémentairement équivalents. En particulier  $\langle \mathbb{Q}, < \rangle \equiv \langle \mathbb{R}, < \rangle$ .

**Exercice 4.32.** Donner un exemple de structures  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  tel que  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure de  $\mathfrak{N}$  mais n'est pas élémentairement équivalente à  $\mathfrak{N}$ .

**Définition 4.33.**

1. Un plongement  $\sigma$  de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est *élémentaire* si pour toute formule  $\phi(\bar{x})$  et tout  $\bar{m} \in M^n$ ,

$$\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m}) \text{ ssi } \mathfrak{N} \models \phi(\sigma(\bar{m})).$$

2.  $\mathfrak{M}$  est une *sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$*  (notée  $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$ ) si  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure de  $\mathfrak{N}$  telle que pour toute formule  $\phi(\bar{x})$  et tout  $\bar{m} \in M^n$ ,

$$\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m}) \text{ ssi } \mathfrak{N} \models \phi(\bar{m}).$$

3. Un isomorphisme partiel  $\sigma$  de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est *élémentaire* si pour toute formule  $\phi(x_1, \dots, x_n)$  et tout  $\bar{m} \in \text{dom}(\sigma)^n$ .

$$\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m}) \text{ ssi } \mathfrak{N} \models \phi(\sigma(\bar{m})).$$

**Remarque 4.34.**

- Un isomorphisme est élémentaire (Rem 4.14 et prop 4.29).
- Si  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$  alors  $\mathfrak{M} \equiv \mathfrak{N}$ . (De même, si  $\mathfrak{M}$  se plonge élémentairement dans  $\mathfrak{N}$ , alors  $\mathfrak{M} \equiv \mathfrak{N}$ .)
- La réciproque est fautive : une sous-structure élémentairement équivalente n'est pas nécessairement élémentaire.  $\langle \mathbb{Z}, + \rangle \equiv \langle 2\mathbb{Z}, + \rangle$  mais  $\langle 2\mathbb{Z}, + \rangle \not\prec \langle \mathbb{Z}, + \rangle$ .

**Exercice 4.35.** Soient  $\mathfrak{M}_1 \subset \mathfrak{M}_2 \subset \mathfrak{M}_3$ .

- Si  $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_2$  et  $\mathfrak{M}_2 \prec \mathfrak{M}_3$  alors  $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_3$ .
- Si  $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_3$  et  $\mathfrak{M}_2 \prec \mathfrak{M}_3$  alors  $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_2$ .
- Trouver un exemple tel que  $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_2$  et  $\mathfrak{M}_1 \prec \mathfrak{M}_3$  mais  $\mathfrak{M}_2 \not\prec \mathfrak{M}_3$ . (Cette question est difficile à traiter en utilisant uniquement les notions vu précédemment. Elle pourra être regardée ensuite.)

**Exercice 4.36.** Soit  $I$  un ensemble totalement ordonné et  $(\mathfrak{M}_i)_{i \in I}$  une chaîne élémentaire de  $L$ -structures ( $\mathfrak{M}_i \prec \mathfrak{M}_j$ , pour tout  $i < j$ ). Alors pour tout  $i \in I$ ,  $\mathfrak{M}_i \prec \bigcup_{i \in I} \mathfrak{M}_i$ .

Voici un critère utile pour vérifier qu'une sous-structure est élémentaire. Ce critère n'utilise que la satisfaction dans la grande structure :

**Proposition 4.37** (Test de Tarski). *Soit  $\mathfrak{M}$  une sous-structure de  $\mathfrak{N}$ . Alors  $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$  si et seulement si pour toute formule  $\phi(x, \bar{y})$  et tout  $\bar{m} \in M^n$ , si  $\mathfrak{N} \models \exists x \phi(x, \bar{m})$  alors il existe  $m_0 \in M$  tel que  $\mathfrak{N} \models \phi(m_0, \bar{m})$ .*

*Démonstration.* Si  $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$  et  $\mathfrak{N} \models \exists x \phi(x, \bar{m})$ . Alors  $\mathfrak{M} \models \exists x \phi(x, \bar{m})$ . Donc il existe  $m_0 \in M$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi(m_0, \bar{m})$ . Alors  $\mathfrak{N} \models \phi(m_0, \bar{m})$ .

Réciproquement si  $\mathfrak{M} \subset \mathfrak{N}$  satisfont le critère de Tarski. On montre par induction sur les formules que pour toute formule  $\phi(\bar{x})$  et tout  $\bar{m} \in M^n$ ,  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m})$  ssi  $\mathfrak{N} \models \phi(\bar{m})$ .



Le résultat est évidemment vérifié pour les formules atomiques car  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure de  $\mathfrak{N}$ . Si le résultat est vrai pour  $\phi_1$  et  $\phi_2$ , il est facile de voir qu'il est encore vrai pour les combinaisons booléennes de  $\phi_1$  et  $\phi_2$ . Il suffit donc de montrer que si le résultat est vrai pour  $\phi(x, \bar{y})$  il est encore vrai pour  $\exists x\phi(x, \bar{y})$ . Soit  $\bar{m} \in M^n$ . Si  $\mathfrak{M} \models \exists x\phi(x, \bar{m})$  alors il existe  $m_0 \in M$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi(m_0, \bar{m})$ . Par hypothèse de récurrence, alors  $\mathfrak{N} \models \phi(m_0, \bar{m})$  et donc  $\mathfrak{N} \models \exists x\phi(x, \bar{m})$ . Si  $\mathfrak{N} \models \exists x\phi(x, \bar{m})$ . Alors par le critère de Tarski, il existe  $m_0 \in M$  tel que  $\mathfrak{N} \models \phi(m_0, \bar{m})$ . Par hypothèse de récurrence,  $\mathfrak{M} \models \phi(m_0, \bar{m})$  et donc  $\mathfrak{M} \models \exists x\phi(x, \bar{m})$ .  $\square$

**Corollaire 4.38** (Théorème de Löwenheim-Skolem Descendant). Soient  $\mathfrak{N}$  une  $L$ -structure infinie,  $A$  un ensemble de paramètres dans  $N$ , et  $\kappa$  un cardinal infini tel que  $\max(|A|, |L|) \leq \kappa \leq |\mathfrak{N}|$ . Alors il y a une sous-structure élémentaire  $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$  contenant  $A$  et de cardinal  $\kappa$ .

*Démonstration.* On peut supposer que  $|A| = \kappa$ . On construit par récurrence une chaîne  $(\mathfrak{M}_i)_{i \in \omega}$  de sous-structures de  $\mathfrak{N}$  telle que  $\mathfrak{M}_0$  contient  $A$ , telle que pour tout  $i \in \omega$ ,  $|\mathfrak{M}_i| = \kappa$  et telle que pour toute formule  $\phi(x, \bar{y})$  et  $\bar{m}_i \in M_i^n$ , si  $\mathfrak{N} \models \exists x\phi(x, \bar{m}_i)$  alors il existe  $m_{i+1} \in M_{i+1}$  tel que  $\mathfrak{N} \models \phi(m_{i+1}, \bar{m}_i)$ .

Soit  $\mathfrak{M}_0$  la sous-structure de  $\mathfrak{N}$  engendrée par  $A$ . Cette sous-structure est de cardinal  $\kappa$  car  $|L| \leq \kappa = |A|$ . Si  $\mathfrak{M}_i$  est construit, alors pour toute formule  $\phi(x, \bar{y})$  (il y en a  $\max(|L|, \aleph_0)$ ) et tout paramètre  $\bar{m} \in M_i^n$  tel que  $\mathfrak{N} \models \exists x\phi(x, \bar{m})$  (il y en a au plus  $\kappa$ ), on choisit  $n_{\phi, \bar{m}} \in N$  tel que  $\mathfrak{N} \models \phi(n_{\phi, \bar{m}}, \bar{m})$ . On définit alors  $\mathfrak{M}_{i+1}$  comme la sous-structure engendrée par  $M_i$  et les  $n_{\phi, \bar{m}}$ . Cette sous-structure est évidemment de cardinal  $\kappa$  et vérifie l'hypothèse de récurrence.

Soit  $\mathfrak{M} := \cup_{i \in \omega} \mathfrak{M}_i$ . Alors  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure de  $\mathfrak{N}$  de cardinal  $\kappa$  qui de plus vérifie le test de Tarski. C'est donc une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$ .  $\square$

## 4.6 Théories et modèles

**Définition 4.39.** Soit  $\Sigma$  un ensemble d'énoncés.

1. Une  $L$ -structure  $\mathfrak{M}$  est un *modèle* de  $\Sigma$  (noté  $\mathfrak{M} \models \Sigma$ ) si tout énoncé de  $\Sigma$  est satisfait par  $\mathfrak{M}$ .
2. On dit que  $\Sigma$  est *consistant* si  $\Sigma$  a un modèle.
3. Un énoncé  $\phi$  est une *conséquence* de  $\Sigma$  (noté  $\Sigma \vdash \phi$ ) si tout modèle de  $\Sigma$  satisfait  $\phi$ .
4. Une *théorie*  $T$  est un ensemble consistant d'énoncés contenant toutes ses conséquences. Si  $T$  correspond à l'ensemble des conséquences de  $\Sigma$ , on dit que  $\Sigma$  est un *ensemble d'axiomes* pour  $T$  ou une *axiomatisation* de  $T$ .
5. Une théorie  $T$  est *complète* si elle est maximale pour l'inclusion, ce qui signifie que pour toute formule  $\phi$ ,  $\phi \in T$  ou  $\neg\phi \in T$ .
6. En général si une théorie  $T$  est axiomatisée par  $\Sigma$ , on confond  $T$  et  $\Sigma$ . En particulier on dira que  $\Sigma$  est *complet* si pour tout énoncé  $\phi$ ,  $\Sigma \vdash \phi$  ou  $\Sigma \vdash \neg\phi$ .

7. Si  $\mathfrak{M}$  est une  $L$ -structure, on note  $\text{Th}(\mathfrak{M})$  la théorie constituée de l'ensemble des énoncés vrais dans  $\mathfrak{M}$ . Cette théorie est évidemment complète.

**Remarque 4.40.**

1. Deux théories complètes qui ont un modèle commun sont égales.
2. Deux modèles  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  sont élémentairement équivalents ssi  $\text{Th}(\mathfrak{M}) = \text{Th}(\mathfrak{N})$  ssi  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  sont modèles d'une même théorie complète.
3. Une théorie est complète si ses modèles sont tous élémentairement équivalents.

**Exercice 4.41.** Soit  $T$  une théorie complète.

1. Si  $T$  a un modèle fini  $\mathfrak{M}$ , alors tous ses modèles sont isomorphes à  $\mathfrak{M}$ .
2. Si  $T$  a un modèle infini, alors tous ses modèles sont infinis. (Nous verrons plus loin que, contrairement au cas fini, une structure infinie ne peut être l'unique modèle de sa théorie.)

**Exemple 4.42.**

1. Théorie des ensembles infinis dans le langage réduit à l'égalité :
  - $\exists x_1 x_2 \dots x_n \wedge_{i \neq j} (x_i \neq x_j)$ , pour tout  $n > 0$ .
2. Théorie des ordres totaux :
  - $\forall x \neg x < x$ ,
  - $\forall x \forall y ((x < y \vee y < x) \vee x = y)$ ,
  - $\forall x \forall y \forall z (x < y \wedge y < z) \rightarrow (x < z)$ .
 Cette théorie n'est pas complète. Par exemple  $\langle \mathbb{N}, < \rangle$  et  $\langle \mathbb{Z}, < \rangle$  sont des modèles de cette théorie qui ne sont pas élémentairement équivalents. Le premier satisfait l'énoncé  $\exists x \forall y \neg (y < x)$  alors que le second non.
3. Théorie des ordres totaux denses sans extrémité :
  - théorie des ordres totaux,
  - $\forall x \forall y (x < y) \rightarrow (\exists z (x < z < y))$ ,
  - $\forall x \exists y \exists z (y < x < z)$ .
 Cette théorie est complète. (Voir exo 4.31.)
4. La théorie des corps commutatifs n'est pas complète, elle a des modèles finis et infinis. La théorie des corps commutatifs de caractéristique 0 n'est pas non plus complète. La formule  $\exists x (x^2 = -1)$  est vraie dans  $\mathbb{C}$  mais pas dans  $\mathbb{R}$ .
5. Théorie des corps algébriquement clos de caractéristique  $p$  fixé :
  - théorie des corps commutatifs,
  - $\underbrace{1 + \dots + 1}_p = 0$  si  $p > 0$ ;  $\underbrace{1 + \dots + 1}_n \neq 0$ , pour tout  $n > 0$ , si  $p = 0$ .
  - $\forall y_0 \dots \forall y_n (y_n \neq 0 \rightarrow \exists x \sum_{i=0}^n y_n x^i = 0)$ , pour tout  $n > 0$ .
 Cette théorie est complète. (Voir exemple 5.18.)
6. Théorie des groupes abéliens divisibles sans torsion non triviaux dans  $L = \{0, +, -\}$  :

- théorie des groupes abéliens,
- $\exists x \neq 0$ ,
- $\forall x \exists y ny = x$ , pour tout  $n > 0$ ,
- $\forall x(x = 0 \vee nx \neq 0)$ , pour tout  $n > 0$ .

Cette théorie est complète. (Voir exemple 5.18)

**Exercice 4.43.** Soit  $L$  le langage réduit à une relation binaire  $E$  (et l'égalité).

1. Donner une axiomatisation (dans ce langage) de la théorie de la relation d'équivalence à deux classes infinies.
2. Donner une axiomatisation de la théorie de la relation d'équivalence à une infinité de classes toutes infinies.
3. Montrer que ces deux théories sont complètes.

**Notation.** Pour  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure et  $A$  un ensemble de paramètres dans  $M$ , on peut considérer l'*expansion*  $\mathfrak{M}_A$  de  $\mathfrak{M}$  par des constantes dans  $A$ , c'est-à-dire la  $L_A$ -structure  $\langle M, L, a : a \in A \rangle$  où  $L_A = L \cup \{a : a \in A\}$ . On note  $\text{Th}(\mathfrak{M}, A)$  la théorie de  $\mathfrak{M}_A$  qui correspond donc à l'ensemble des énoncés à paramètres dans  $A$  qui sont vrais dans  $\mathfrak{M}$ .

**Exercice 4.44.** Soit  $\mathfrak{M}$  une sous-structure de  $\mathfrak{N}$ . Les trois conditions suivantes sont équivalentes :

1.  $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$ ,
2.  $\text{Th}(\mathfrak{M}, M) = \text{Th}(\mathfrak{N}, M)$ ,
3. l'inclusion  $\mathfrak{M} \hookrightarrow \mathfrak{N}$  est un plongement élémentaire.

On appelle  $\text{Th}(\mathfrak{M}, M)$  le *diagramme élémentaire* de  $\mathfrak{M}$ .

## 4.7 Ensembles définissables

Nous pouvons également étudier les parties définies par des formules dans une structure :

**Définition 4.45.** Soit  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure. Une partie  $D$  de  $M^n$  est un *ensemble définissable* dans  $\mathfrak{M}$  s'il existe une formule  $\phi(\bar{x}, \bar{y})$  et des paramètres  $\bar{b}$  dans  $M$  tels que

$$D = \{\bar{a} \in M^n : \mathfrak{M} \models \phi(\bar{a}, \bar{b})\}.$$

On dit alors que  $D$  est définissable avec des paramètres dans  $B$  ou est défini par une formule à paramètres dans  $B$  si  $\bar{b} \subset B$ . Si de plus  $D$  est défini par une formule atomique, on dit que  $D$  est un *ensemble définissable atomique*.

On note  $\text{Def}(\mathfrak{M})$  la famille des ensembles définissables de  $\mathfrak{M}$ .

**Définition 4.46.** Si  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$  et  $D \subset M^n$  est un ensemble définissable dans  $\mathfrak{M}$ , alors  $D$  a une extension canonique en un ensemble  $D' \subset N^n$  définissable dans  $\mathfrak{N}$ , tel que  $D' \cap M^n = D$  : si  $D$  est défini par une formule  $\phi(\bar{x}, \bar{b})$  ( $\bar{b} \subset M$ ) alors  $D' := \{\bar{a} \in N^n : \mathfrak{N} \models \phi(\bar{a}, \bar{b})\}$ . En pratique on confondra  $D'$  avec  $D$ .

**Exercice 4.47.** Vérifier que  $D'$  ne dépend pas du choix de  $\phi$  pour  $D$ .

**Exercice 4.48.** Soit  $\mathfrak{M} \subset \mathfrak{N}$ . Montrer que  $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$  si et seulement si pour toute partie non vide définissable  $D \subset N$  à paramètres dans  $M$ ,  $D \cap M \neq \emptyset$ .

**Exemple 4.49.** Dans un groupe  $\langle G, 1, \cdot, {}^{-1} \rangle$ , le centre  $C$  de  $G$  est défini par  $\phi(x) := \forall y \ xy = yx$ . Soit  $\psi(x, y) := (xy = yx)$ . Pour tout  $a \in G$ , le centralisateur de  $a$ ,  $C(a)$ , est défini par  $\psi(x, a)$ .

**Exercice 4.50.** Montrer que l'ensemble des nombres premiers est une partie définissable dans la structure  $\langle \mathbb{N}, \cdot \rangle$ . A-t-on besoin de paramètres ?

**Exercice 4.51.** Montrer que l'ordre sur  $\mathbb{R}$  est définissable sans paramètre dans la structure  $\langle \mathbb{R}, +, \cdot \rangle$ .

Montrer que la partie  $\mathbb{N}$  de  $\mathbb{Z}$  n'est pas définissable sans paramètre dans la structure  $\langle \mathbb{Z}, + \rangle$ . (En fait, on peut montrer que l'ensemble des entiers naturels n'est pas définissable même avec des paramètres, mais pour cela il faut analyser les ensembles définissables de  $\langle \mathbb{Z}, + \rangle$ .)

Que peut-on dire de  $\mathbb{N}$  dans la structure  $\langle \mathbb{Z}, +, \cdot \rangle$  ? (Utiliser par exemple le théorème des quatre carrés de Lagrange.)

**Exercice 4.52.** La famille  $\text{Def}(\mathfrak{M})$  est close par

1. combinaisons booléennes finies : si  $A, B \in \text{Def}(\mathfrak{M})$ , le complémentaire de  $A$ , l'union et l'intersection de  $A$  et  $B$  sont dans  $\text{Def}(\mathfrak{M})$ ,
2. produits cartésiens : si  $A, B \in \text{Def}(\mathfrak{M})$ ,  $A \times B \in \text{Def}(\mathfrak{M})$ ,
3. projections : si  $A$  est une partie définissable de  $M^{n+m}$  alors la projection de  $A$  sur  $M^n$  est définissable,
4. spécialisations : si  $A$  est une partie définissable de  $M^{n+m}$  et si  $\bar{b} \in M^m$  alors

$$A(\bar{b}) := \{\bar{a} \in M^n : (\bar{a}, \bar{b}) \in A\} \in \text{Def}(\mathfrak{M}),$$

5. permutations des coordonnées : si  $A$  est une partie définissable de  $M^n$  et  $\sigma$  une permutation de  $\{1, \dots, n\}$  alors

$$\sigma(A) := \{(a_{\sigma(1)}, \dots, a_{\sigma(n)}) : (a_1, \dots, a_n) \in A\} \in \text{Def}(\mathfrak{M}).$$

La famille  $\text{Def}(\mathfrak{M})$  est en fait la plus petite famille de parties de  $\cup_{n>0} M^n$ , contenant les ensembles définissables atomiques et étant close par combinaisons booléennes finies, produits cartésiens et projections.

**Exemple 4.53.** Soit  $K$  un corps commutatif considéré dans le langage  $L_{ann}$ . La famille des ensembles atomiques de  $K$  est formée des parties définies par des équations polynomiales. Si on clôt par intersections finies, on obtient alors les *fermés de Zariski*. Alors si on clôt par combinaisons booléennes finies, on obtient les *ensembles constructibles*. Ce n'est pas en général clos par projection. Par contre c'est le cas si  $K$  est un corps algébriquement clos (Théorème de Chevalley). Ce résultat correspond, d'un point de vue modèle théorique, à l'élimination des quantificateurs dans les corps algébriquement clos (cf suite du cours). Les ensembles définissables d'un corps algébriquement clos sont donc exactement les ensembles constructibles.

# Chapitre 5

## Compacité, Théorème de Löwenheim-Skolem

Ce chapitre est consacré à un théorème fondamental en théorie des modèles, le théorème de compacité et à ses premières conséquences. Commençons par donner des énoncés équivalents de ce théorème.

### 5.1 Énoncés du théorème de compacité

**Théorème 5.1** (Compacité). *Soit  $\Sigma$  un ensemble d'énoncés tel que tout sous-ensemble fini de  $\Sigma$  a un modèle. Alors  $\Sigma$  a un modèle.*

**Exercice 5.2.** Montrer que le théorème de compacité est équivalent à l'énoncé suivant : soient  $\Sigma$  un ensemble d'énoncés et  $\phi$  une conséquence de  $\Sigma$  ( $\Sigma \vdash \phi$ ) alors  $\phi$  est conséquence d'une partie finie de  $\Sigma$ .

**Exercice 5.3.** A l'aide du théorème de compacité vérifier les assertions suivantes :

1. Une théorie qui, pour tout entier  $n$ , a un modèle de cardinalité plus grand que  $n$ , a un modèle infini.
2. Il n'existe pas de théorie dans la langage  $L_{ord}$  dont les modèles sont précisément les ordres finis.
3. Il n'existe pas de théorie dans la langage  $L_{ann}$  dont les modèles sont précisément les corps finis.

Le théorème de compacité s'exprime topologiquement de la façon suivante : nous munissons l'ensemble  $\mathcal{T}$  des théories complètes dans le langage  $L$  d'une topologie. A tout énoncé  $\phi$ , on associe l'ensemble  $\langle \phi \rangle$  des théories complètes contenant  $\phi$ . Alors les  $\langle \phi \rangle$  forment une base d'ouverts pour une topologie, car si  $\phi_1$  et  $\phi_2$  sont deux énoncés,  $\langle \phi_1 \rangle \cap \langle \phi_2 \rangle = \langle \phi_1 \wedge \phi_2 \rangle$ . Muni de cette topologie,  $\mathcal{T}$  est un espace séparé : si  $T_1$  et  $T_2$  sont deux théories complètes distinctes alors il existe un énoncé  $\phi \in T_1$  tel que  $\phi \notin T_2$ . Donc  $\langle \phi \rangle$  et  $\langle \neg \phi \rangle$  sont des voisinages disjoints respectivement de  $T_1$  et  $T_2$ . Cet espace

$\mathcal{T}$  est de plus totalement discontinu, c'est-à-dire il admet une base d'ouverts qui sont fermés : le complémentaire de  $\langle \phi \rangle$  est  $\langle \neg\phi \rangle$ . Par conséquent, toute partie connexe de  $\mathcal{T}$  est soit vide, soit réduite à un point.

**Théorème 5.4** (Compacité). *L'espace  $\mathcal{T}$  des théories complètes dans le langage  $L$  est compact.*

**Exercice 5.5.** Les deux énoncés ci-dessus du théorème de compacité sont équivalents.

**Exercice 5.6.** Les ouverts-fermés de  $\mathcal{T}$  sont les parties de la forme  $\langle \phi \rangle$  pour  $\phi$  un énoncé de  $\mathcal{T}$ .

Regardons maintenant un corollaire du théorème de compacité en termes d'ensembles définissables.

**Corollaire 5.7** (Compacité). Soit  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure et  $(\phi_i(\bar{x}, \bar{m}_i))_{i \in I}$ . Si pour toute partie finie  $I_0$  de  $I$ , il existe  $\bar{a} \in M^n$  tel que pour tout  $i \in I_0$ ,  $\mathfrak{M} \models \phi_i(\bar{a}, \bar{m}_i)$  alors il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{N}$  de  $\mathfrak{M}$  et  $\bar{a} \in N^n$  tel que pour tout  $i \in I$ ,  $\mathfrak{N} \models \phi_i(\bar{a}, \bar{m}_i)$ .

En d'autres termes, si  $(D_i)_{i \in I}$  est une famille de parties de  $M^n$  définissables dans  $\mathfrak{M}$  tel que toute intersection finie de parties de cette famille est non vide dans la structure  $\mathfrak{M}$  alors cette famille a une intersection non vide dans une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$ .

*Démonstration.* Soit  $\bar{c}$  un  $n$ -uple de nouvelle constante. Considérons l'ensemble d'énoncés

$$\Sigma := \text{Th}(\mathfrak{M}, M) \cup \{\phi_i(\bar{c}, \bar{m}_i) : i \in I\}$$

dans le langage  $L \cup \{m : m \in M\} \cup \{\bar{c}\}$ . Alors par hypothèse, pour toute partie finie de  $\Sigma$ , il existe  $\bar{a} \in M^n$  telle  $\langle M, L, m, \bar{a} : m \in M \rangle$  soit modèle de cette partie finie. Donc par le théorème de compacité  $\Sigma$  est consistant. Soit  $\mathfrak{N}$  un modèle de  $\Sigma$  alors l'interprétation des constantes  $\{m : m \in M\}$  forme une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$ , la structure sur  $N$  réduite au langage  $L$ . Cette sous-structure est isomorphe à  $\mathfrak{M}$  car  $\mathfrak{N} \models \text{Th}(\mathfrak{M}, M)$ . Par un isomorphisme, on peut donc supposer que  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$  et l'interprétation  $\bar{a} \in N^n$  de  $\bar{c}$  dans  $\mathfrak{N}$  implique que pour tout  $i \in I$ ,  $\mathfrak{N} \models \phi_i(\bar{a}, \bar{m}_i)$ .  $\square$

**Exemple 5.8.**

1. **Les entiers non-standards** : il existe une extension élémentaire de la structure  $\langle \mathbb{N}, 0, 1, +, \cdot \rangle$  contenant un entier (non-standard) non nul qui est divisible par tous les entiers standards non nuls (les entiers de  $\mathbb{N}^*$ ).
2. **Les réels non-standards** : il existe une extension élémentaire  $\mathbb{R}'$  de la structure  $\langle \mathbb{R}, 0, 1, +, -, \cdot, < \rangle$  contenant un réel  $c$  (non-standard) strictement positif qui est **infinitement petit**, c'est-à-dire tel que pour tout réel  $r$  standard strictement positif ( $r \in \mathbb{R}, r > 0$ ),  $0 < c < r$ . On a alors pour tout  $r' \in \mathbb{R}'$  **borné** (tel qu'il existe  $r_0 \in \mathbb{R}$  avec  $-r_0 < r' < r_0$ ), il existe un unique réel standard  $r \in \mathbb{R}$  **infinitement proche** de  $r'$ . On appelle  $r$  la **partie standard** de  $r'$ .

## 5.2 Ultraproduits - Une démonstration du théorème de compacité

Nous présentons ici une démonstration (sémantique) du théorème de compacité qui consiste à construire un modèle de  $\Sigma$  à partir d'une famille de modèles des parties finies de  $\Sigma$ . Pour cela on utilise la notion d'*ultraproduits* de structures qui sont des produits directs de structures quotientés par des ultrafiltres.

Rappelons la définition de filtres et ultrafiltres ainsi que quelques propriétés de ceux-ci vues au chapitre 3 : Soit  $I$  un ensemble infini. Un ensemble non vide  $\mathcal{F}$  de parties de  $I$  est un filtre sur  $I$  si :

- $\emptyset \notin \mathcal{F}$ ,
- si  $X, Y \in \mathcal{F}$  alors  $X \cap Y \in \mathcal{F}$ ,
- si  $X \in \mathcal{F}$  et  $X \subset Y$  alors  $Y \in \mathcal{F}$ .

Un ultrafiltre  $\mathcal{U}$  est un filtre maximal pour l'inclusion, ce qui est équivalent à pour toute partie  $A$  de  $I$ ,  $A$  ou  $I - A$  est dans  $\mathcal{U}$ .

Si  $\mathcal{U}$  est ultrafiltre sur  $I$  alors

- soit  $\mathcal{U}$  est un filtre principal  $\mathcal{F}_a = \{A : a \in A\}$  pour un élément  $a$  de  $I$  ;
- soit  $\mathcal{U}$  contient le filtre de Fréchet, c'est-à-dire l'ensemble des parties co-finies de  $I$ .

Enfin, à l'aide de l'axiome du choix, on vérifie que tout filtre est contenu dans un ultrafiltre (c'est en particulier le cas pour le filtre de Fréchet).

Définissons maintenant ce qu'on entend par ultraproducts :

**Définition 5.9.** Soit  $(\mathfrak{M}_i)_{i \in I}$  une famille de  $L$ -structures et  $\mathcal{U}$  un ultrafiltre sur  $I$ . L'*ultraproduit*  $\prod_{i \in I} \mathfrak{M}_i / \mathcal{U}$  est la structure  $\mathfrak{M}$  suivante :

1. le domaine de  $\mathfrak{M}$  est le produit des  $M_i$  modulo la relation d'équivalence suivante :

$$(a_i)_{i \in I} \sim (b_i)_{i \in I} \text{ si et seulement si } \{i \in I : a_i = b_i\} \in \mathcal{U}.$$

Cette relation est de manière évidente réflexive et symétrique. La transitivité découle du fait que  $\mathcal{U}$  est un filtre : on a  $\{i \in I : a_i = c_i\} \supset \{i \in I : a_i = b_i\} \cap \{i \in I : b_i = c_i\}$ . On notera  $[a_i]_{i \in I}$  la classe modulo  $\mathcal{U}$  de l'uple  $(a_i)_{i \in I}$ .

2. pour toute constante  $c \in L$ , on pose  $c^{\mathfrak{M}} := [c^{\mathfrak{M}_i}]_{i \in I}$ .
3. pour toute fonction  $n$ -aire  $f$  de  $L$ , on pose

$$f^{\mathfrak{M}} : ([a_i^1]_{i \in I}, \dots, [a_i^n]_{i \in I}) \mapsto [f^{\mathfrak{M}_i}(a_i^1, \dots, a_i^n)]_{i \in I}.$$

4. pour toute relation  $n$ -aire  $R$  de  $L$ , on pose

$$R^{\mathfrak{M}} := \{([a_i^1]_{i \in I}, \dots, [a_i^n]_{i \in I}) \in M^n : \{i \in I : (a_i^1, \dots, a_i^n) \in R^{\mathfrak{M}_i}\} \in \mathcal{U}\}.$$

**Exercice 5.10.** Vérifier que les fonctions et relations sont bien définies, c'est-à-dire qu'elle ne dépendent pas du choix des représentants. Noter de plus que la définition de  $=^{\mathfrak{M}}$  correspond à la vraie égalité sur  $M$ .

**Exercice 5.11.** Que peut-on dire de l'ultraproduit si l'ultrafiltre est principal ?

**Théorème 5.12** (Critère de Łos). *Soit  $\mathcal{U}$  un ultrafiltre sur  $I$  et  $(\mathfrak{M}_i)_{i \in I}$  une famille de  $L$ -structures. Si  $\bar{m} = ([m_i^1]_{i \in I}, \dots, [m_i^n]_{i \in I})$  est un  $n$ -uplet dans l'ultraproduit  $\mathfrak{M} := \prod_{i \in I} \mathfrak{M}_i / \mathcal{U}$  et  $\phi(\bar{x})$  est une formule, alors*

$$\mathfrak{M} \models \phi(\bar{m}) \text{ si et seulement si } \{i \in I : \mathfrak{M}_i \models \phi(m_i^1, \dots, m_i^n)\} \in \mathcal{U}.$$

*En particulier si  $\theta$  est un énoncé alors  $\mathfrak{M}$  est modèle de cet énoncé si et seulement si il existe  $X \in \mathcal{U}$  tel que pour tout  $i \in X$ ,  $\mathfrak{M}_i$  est un modèle de  $\theta$ .*

*Démonstration.* On commence par vérifier par induction sur la construction des termes que si  $t(\bar{x})$  est un terme alors

$$t^{\mathfrak{M}}(\bar{m}) = [t^{\mathfrak{M}_i}(m_i^1, \dots, m_i^n)]_{i \in I}.$$

Par définition de l'ultraproduit, c'est évident si  $t(\bar{x})$  est une constante ou une variable. Soient  $t_1(\bar{x}), \dots, t_k(\bar{x})$  des termes pour lesquels la propriété est vérifiée et  $f \in L$  une fonction  $k$ -aire. Par hypothèse de récurrence, pour tout  $j \in \{1, \dots, k\}$ ,

$$t_j^{\mathfrak{M}}(\bar{m}) = [t_j^{\mathfrak{M}_i}(m_i^1, \dots, m_i^n)]_{i \in I},$$

et par définition de l'ultraproduit,

$$\begin{aligned} (f(t_1, \dots, t_n))^{\mathfrak{M}}(\bar{m}) &= f^{\mathfrak{M}}(t_1^{\mathfrak{M}}(\bar{m}), \dots, t_n^{\mathfrak{M}}(\bar{m})) \\ &= [f^{\mathfrak{M}_i}(t_1^{\mathfrak{M}_i}(m_i^1, \dots, m_i^n), \dots, t_n^{\mathfrak{M}_i}(m_i^1, \dots, m_i^n))]_{i \in I} \\ &= [f(t_1, \dots, t_n)^{\mathfrak{M}_i}(m_i^1, \dots, m_i^n)]_{i \in I}. \end{aligned}$$

On vérifie maintenant le critère de Łos par induction sur la construction des formules. Par définition de l'ultraproduit et par ce qui précède le critère est évident pour les formules atomiques.

Supposons le critère vérifié pour deux formules  $\phi(\bar{x})$  et  $\psi(\bar{x})$ . Alors  $\mathfrak{M} \models (\phi \wedge \psi)(\bar{m})$  ssi  $X := \{i \in I : \mathfrak{M}_i \models \phi(m_i^1, \dots, m_i^n)\} \in \mathcal{U}$  et  $Y := \{i \in I : \mathfrak{M}_i \models \psi(m_i^1, \dots, m_i^n)\} \in \mathcal{U}$ . Comme  $\mathcal{U}$  est un filtre,  $X \in \mathcal{U}$  et  $Y \in \mathcal{U}$  est équivalent à  $X \cap Y \in \mathcal{U}$ . Or,

$$X \cap Y = \{i \in I : \mathfrak{M}_i \models (\phi \wedge \psi)(m_i^1, \dots, m_i^n)\},$$

ainsi le critère est vérifié pour  $(\phi \wedge \psi)$ .

On a aussi  $\mathfrak{M} \models \neg\phi(\bar{m})$  ssi  $X \notin \mathcal{U}$ . Comme  $\mathcal{U}$  est un ultrafiltre  $X \notin \mathcal{U}$  ssi  $I \setminus X \in \mathcal{U}$ . Or  $I \setminus X = \{i \in I : \mathfrak{M}_i \models \neg\phi(m_i^1, \dots, m_i^n)\}$ , donc le critère est également vérifié pour  $\neg\phi$ .

Supposons maintenant le critère vérifié pour une formule  $\phi(y, \bar{x})$ . Posons

$$X := \{i \in I : \mathfrak{M}_i \models \exists y \phi(y, m_i^1, \dots, m_i^n)\}.$$

Si  $\mathfrak{M} \models \exists y \phi(y, \bar{m})$  alors il existe  $[\bar{m}_i^0]_{i \in I} \in \mathfrak{M}$  tel que

$$\mathfrak{M} \models \phi([\bar{m}_i^0]_{i \in I}, [\bar{m}_i^1]_{i \in I}, \dots, [\bar{m}_i^n]_{i \in I}).$$



Par hypothèse,

$$Y := \{i \in I : \mathfrak{M}_i \models \phi(m_i^0, m_i^1, \dots, m_i^n)\} \in \mathcal{U}.$$

Donc  $X \in \mathcal{U}$  car  $X \supset Y \in \mathcal{U}$ .

Réciproquement, si  $X \in \mathcal{U}$ , choisissons pour tout  $i \in I$ ,  $m_i^0 \in \mathfrak{M}_i$  tel que si  $\mathfrak{M}_i \models \exists y \phi(y, m_i^1, \dots, m_i^n)$  alors  $\mathfrak{M}_i \models \phi(m_i^0, m_i^1, \dots, m_i^n)$ . Alors

$$\{i \in I : \mathfrak{M}_i \models \phi(m_i^0, m_i^1, \dots, m_i^n)\} = X$$

et donc, par hypothèse,  $\mathfrak{M} \models \phi([\bar{m}_i^0]_{i \in I}, [\bar{m}_i^1]_{i \in I}, \dots, [\bar{m}_i^n]_{i \in I})$ . Le critère est donc alors vérifié pour la formule  $\exists y \phi$ .  $\square$

*Démonstration du théorème de compacité.* Considérons  $\Sigma$  un ensemble d'énoncés finiment consistant et pour toute partie finie  $i$  de  $\Sigma$ , soit  $\mathfrak{M}_i$  un modèle de  $i$ . Nous allons montrer en utilisant le critère de Łos qu'un ultraproduit des  $\mathfrak{M}_i$  est modèle de  $\Sigma$ .

Soit  $I$  l'ensemble des parties finies de  $\Sigma$ , et pour tout  $i \in I$ , soit  $I_i := \{j \in I : j \supset i\}$ . Alors  $\mathcal{F} := \{X \subset I : X \supset I_i \text{ pour un } i \in I\}$  est un filtre sur  $I$ . En effet :  $I_{\{\emptyset\}} = I \in \mathcal{F}$ ;  $\emptyset \notin \mathcal{F}$ ; si  $X \supset I_i$  et  $Y \supset I_j$  alors  $X \cap Y \supset I_{i \cup j}$ ; si  $X \supset I_i$  et  $X \subset Y$  alors  $Y \supset I_i$ .

Soit  $\mathcal{U}$  un ultrafiltre contenant  $\mathcal{F}$  et  $\mathfrak{M}$  l'ultraproduit  $\prod_{i \in I} \mathfrak{M}_i / \mathcal{U}$ . Alors  $\mathfrak{M}$  est un modèle de  $\Sigma$  : en effet pour  $\theta \in \Sigma$ ,  $\mathfrak{M}_i \models \theta$  pour tout  $i \in I_{\{\theta\}}$ , donc par le critère de Łos  $\mathfrak{M} \models \theta$ .  $\square$

### 5.3 Théorème de l'extension élémentaire commune

**Lemme 5.13.** *Si  $\mathfrak{M}_1$  et  $\mathfrak{M}_2$  sont deux  $L$ -structures élémentairement équivalentes, elles ont une extension élémentaire "commune" : il existe une  $L$ -structure  $\mathfrak{N}$  telle que  $\mathfrak{M}_1$  et  $\mathfrak{M}_2$  se plongent élémentairement dans  $\mathfrak{N}$ .*

*Démonstration.* On peut supposer que  $M_1 \cap M_2 = \emptyset$ . Considérons l'ensemble d'énoncés  $\Sigma := \text{Th}(\mathfrak{M}_1, M_1) \cup \text{Th}(\mathfrak{M}_2, M_2)$  dans le langage  $L \cup \{m_1 : m_1 \in M_1\} \cup \{m_2 : m_2 \in M_2\}$ . Remarquons que les modèles de  $\Sigma$  correspondent aux extensions élémentaires communes à  $\mathfrak{M}_1$  et  $\mathfrak{M}_2$ . Nous allons donc montrer que  $\Sigma$  est consistant. Par compacité, il est suffisant de montrer que tout fragment fini de  $\Sigma$  est consistant. Un fragment fini de  $\Sigma$  est équivalent à la conjonction d'un énoncé  $\theta_1(\bar{m}_1)$  de  $\text{Th}(\mathfrak{M}_1, M_1)$  et d'un énoncé  $\theta_2(\bar{m}_2)$  de  $\text{Th}(\mathfrak{M}_2, M_2)$ . Alors  $\mathfrak{M}_1 \models \exists \bar{x} \theta_2(\bar{x})$  car  $\mathfrak{M}_1$  et  $\mathfrak{M}_2$  sont élémentairement équivalentes et  $\mathfrak{M}_2 \models \theta_2(\bar{m}_2)$ . Soit  $\bar{m}'_2 \in M_1$ , tel que  $\mathfrak{M}_1 \models \theta_2(\bar{m}'_2)$ . Alors en interprétant  $\bar{m}_2$  par  $\bar{m}'_2$  dans  $M_1$ , on fait de  $\langle \mathfrak{M}_1, L, \bar{m}_1, \bar{m}'_2 \rangle$  un modèle de  $\theta_1(\bar{m}_1) \wedge \theta_2(\bar{m}_2)$ .  $\square$

**Théorème 5.14.** *Si  $(\mathfrak{M}_i)_{i \in I}$  est une famille de  $L$ -structures élémentairement équivalentes, ces structures ont une extension élémentaire "commune".*

*Démonstration.* Considérons ici l'ensemble d'énoncés  $\Sigma := \cup_{i \in I} \text{Th}(\mathfrak{M}_i, M_i)$ . En itérant le lemme précédent, pour toute partie finie  $I_0$  de  $I$ ,  $\cup_{i \in I_0} \text{Th}(\mathfrak{M}_i, M_i)$  est consistant. On déduit par compacité que  $\Sigma$  est consistant.  $\square$

## 5.4 Théorème de Löwenheim-Skolem - Théories $\kappa$ -catégoriques

**Lemme 5.15** (Löwenheim-Skolem ascendant). *Si  $\mathfrak{M}$  est une  $L$ -structure infinie alors pour tout cardinal  $\kappa \geq \max\{|L|, |M|\}$ , il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$  de cardinal  $\kappa$ .*

*Démonstration.* Montrons d'abord qu'il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{N}_0$  de  $\mathfrak{M}$  de cardinal supérieur ou égal à  $\kappa$ . Pour cela considérons  $(c_i)_{i \in \kappa}$  des nouveaux symboles de constantes et l'ensemble d'énoncés

$$\Sigma := \text{Th}(\mathfrak{M}, M) \cup \{c_i \neq c_j : i \neq j\}.$$

Chaque fragment fini de  $\Sigma$  ne mentionne qu'un nombre fini de constantes, qui peuvent être interprétés par des éléments distincts de  $\mathfrak{M}$  car  $\mathfrak{M}$  est infini. Donc  $\Sigma$  est finiment consistant et donc consistant par compacité. Un modèle  $\mathfrak{N}_0$  de  $\Sigma$  est alors une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$  de cardinal supérieur ou égal à  $\kappa$ . Par Löwenheim-Skolem descendant, il existe une sous-structure élémentaire  $\mathfrak{N}$  de  $\mathfrak{N}_0$  contenant  $M$  et de cardinal  $\kappa$ , qui est alors une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$ .  $\square$

**Convention.** Le cardinal d'une théorie  $T$  dans un langage  $L$ , notée  $|T|$  est par convention le cardinal de l'ensemble des formules du langage  $L$ , c'est-à-dire  $|T| := \max\{\omega, |L|\}$ . En particulier on dit que  $T$  est dénombrable si  $|L| \leq \omega$ .

**Théorème 5.16** (Théorème de Löwenheim-Skolem). *Si  $T$  est une théorie qui a un modèle infini alors pour tout cardinal  $\kappa \geq |T|$ ,  $T$  a un modèle de cardinal  $\kappa$ .*

*Démonstration.* Par Löwenheim-Skolem ascendant et descendant, il existe une structure  $N$  de cardinal  $\kappa$  élémentairement équivalente à  $M$ .  $\square$

**Définition.** Une théorie  $T$  est  $\kappa$ -catégorique si  $T$  a un unique modèle à isomorphisme près de cardinal  $\kappa$ .

**Proposition 5.17.** *Une théorie  $T$  qui n'a que des modèles infinis et qui est  $\kappa$ -catégorique pour un cardinal  $\kappa \geq |T|$  est complète.*

*Démonstration.* Soit  $M$  le modèle de  $T$  de cardinal  $\kappa$ . Toujours par Löwenheim-Skolem ascendant et descendant, tout modèle de  $T$  est élémentairement équivalent à une structure de cardinal  $\kappa$ , donc à  $M$ .  $\square$

**Exemple 5.18.** — La théorie des ensembles infinis est **totale**ment catégorique (c.à.d.  $\kappa$ -catégorique pour tout cardinal infini).

- La théorie des ordres totaux denses sans extrémité est  $\omega$ -catégorique (voir exo 4.31). Par contre cette théorie n'est pas  $\kappa$ -catégorique pour tout cardinal  $\kappa > \omega$ . Considérons par exemple un ordre  $I$  total dense sans extrémité de cardinal  $\kappa$  tel que pour chaque point de cet ordre, il y a  $\kappa$  points plus grand. Prolongeons cet ordre par l'ensemble des rationnels. Alors les ordres  $I$  et  $I \cap \mathbb{Q}$  ne sont évidemment pas isomorphes.

- Soit  $p \geq 0$ . La théorie des corps algébriquement clos de caractéristique  $p$  est catégorique en tout cardinal infini non-dénombrable. En effet si  $K_1$  et  $K_2$  sont deux corps algébriquement clos de caractéristique  $p$  et de cardinal  $\kappa > \omega$ , ils sont tous deux de degré de transcendance  $\kappa$  et donc isomorphes. Par contre cette théorie n'est pas  $\omega$ -catégorique : la clôture algébrique du corps premier et le corps algébriquement clos de degré de transcendance 1 ne sont pas isomorphes.
- La théorie des groupes abéliens divisibles sans torsion non triviaux est également catégorique en tout cardinal infini non-dénombrable. En effet tout groupe abélien divisible sans torsion peut être regardé comme un  $\mathbb{Q}$ -espace vectoriel et un groupe abélien divisible sans torsion de cardinal  $\kappa > \omega$  aura pour dimension  $\kappa$  comme  $\mathbb{Q}$ -espace vectoriel. Par contre cette théorie n'est pas  $\omega$ -catégorique.

**Exercice 5.19.** Déterminer les cardinaux  $\kappa$  pour lesquels la théorie de la relation d'équivalence à une infinité de classes toutes infinies est  $\kappa$ -catégorique. Même question pour la théorie de la relation d'équivalence à deux classes infinies.

**Exercice 5.20.** Soit  $L = \{P_i : i \in \omega\}$  où les  $P_i$  sont des relations unaires. Soit  $T$  la théorie dans le langage  $L$  qui dit que les  $P_i$  sont deux à deux disjoints et que chaque  $P_i$  est infini.

1. Vérifier que  $T$  n'est catégorique en aucun cardinal  $\kappa$ .
2. Montrer que  $T$  est complète.

Pour terminer cette partie nous allons énoncer le théorème de Morley qui est le point de départ de la théorie de la stabilité. La démonstration de ce théorème ne sera pas faite dans ce cours.

**Fait 5.1** (Théorème de Morley 1965). *Une théorie dénombrable qui est catégorique en un cardinal infini non-dénombrable est catégorique en tout cardinal infini non-dénombrable.*

## 5.5 Une application du théorème de compacité

Dans cette partie nous donnons une preuve d'un théorème d'Ax utilisant le théorème de compacité.

**Théorème 5.21** (Ax 1969<sup>1</sup>). *Soit  $f$  une application polynômiale de  $\mathbb{C}^m$  dans  $\mathbb{C}^m$  ( $m > 0$ ). Si  $f$  est injective alors  $f$  est surjective.*

Pour démontrer ce résultat on utilise le principe de transfert suivant.

**Lemme 5.22** (Principe de transfert). *Soit  $\phi$  un énoncé dans le langage des anneaux. Alors les assertions suivantes sont équivalentes :*

---

1. Ax a en fait montré plus généralement que tout endomorphisme injectif d'une variété algébrique est surjective.

1.  $\phi$  est vrai dans tout corps algébriquement clos de caractéristique nulle ;
2.  $\phi$  est vrai dans tout corps algébriquement clos de caractéristique  $p > 0$ , pour tout  $p$  premier sauf un nombre fini.

*Démonstration.* Soit  $\phi$  un énoncé et  $CAC_0$  la théorie des corps algébriquement clos de caractéristique 0. Considérons  $\Sigma = CAC_0 \cup \{\phi\}$ . Si  $\phi$  est vrai dans tout corps algébriquement clos de caractéristique assez grande alors chaque partie finie de  $\Sigma$  a un modèle, car elle ne peut contenir qu'un nombre fini d'axiomes du type  $1 + \dots + 1 \neq 0$ . Par compacité,  $\Sigma$  a un modèle qui est donc un corps algébriquement clos de caractéristique 0 et donc  $\phi$  est vraie dans tous les corps algébriquement clos de caractéristique nulle. Réciproquement, si  $\phi$  est conséquence de  $CAC_0$  alors par compacité, il est conséquence d'une partie finie de  $CAC_0$  et on conclut facilement.  $\square$

*Démonstration du Théorème d'Ax.* Soit  $m > 0$  et  $f$  une application polynômiale de  $\mathbb{C}^m$  dans  $\mathbb{C}^m$ . Soit  $k$  le degré de  $f$ . Considérons  $I$  la partie finie de  $\mathbb{N}^m$  constituée des uples  $i = (i_1, \dots, i_m)$  vérifiant  $i_1 + i_2 + \dots + i_m \leq k$ .

Notons  $\phi_k((a_i^j)_{i \in I, j \in \{1, \dots, m\}}, y_1, \dots, y_m)$  le terme du langage des anneaux

$$\left( \sum_{i \in I} a_i^1 y_1^{i_1} \dots y_m^{i_m}, \dots, \sum_{i \in I} a_i^m y_1^{i_1} \dots y_m^{i_m} \right).$$

Maintenant, considérons l'énoncé  $\theta_k$  suivant :

$$\forall_{i \in I, j \leq m} a_i^j \left( \forall y_1 \dots y_m \forall z_1 \dots z_m \phi_k((a_i^j), y_1, \dots, y_m) = \phi_k((a_i^j), z_1, \dots, z_m) \rightarrow \bigwedge_{i \in I} (y_i = z_i) \right) \rightarrow \\ (\forall r_1 \dots r_m \exists s_1 \dots s_m \phi_k((a_i^j), s_1, \dots, s_m) = (r_1, \dots, r_m)) .$$

L'énoncé  $\theta_k$  interprété dans un anneau  $A$  signifie « pour toute application polynômiale  $P$  de degré inférieur ou égal à  $k$  de  $A^m$  dans  $A^m$  si  $P$  est injective alors  $P$  est surjective ».

Cet énoncé est évidemment vérifié dans tout corps fini.

Soit  $p$  un nombre premier. Rappelons que le corps fini  $\mathbb{F}_p (= \mathbb{Z}/p\mathbb{Z})$  admet à isomorphisme près une unique clôture algébrique  $\tilde{\mathbb{F}}_p$  et que

$$\tilde{\mathbb{F}}_p = \bigcup_{n>0} \mathbb{F}_{p^n}$$

où  $\mathbb{F}_{p^n} := \{x \in \mathbb{F}_p : x^{p^n} = x\}$  est l'unique sous-corps de cardinal  $p^n$  de  $\tilde{\mathbb{F}}_p$ . Considérons  $g$  une fonction polynômiale injective de  $(\tilde{\mathbb{F}}_p)^m$  vers  $(\tilde{\mathbb{F}}_p)^m$ . Alors il existe  $j > 0$  tel que cette fonction polynômiale est à coefficient dans  $\mathbb{F}_{p^j}$ . Cette fonction définit alors une bijection de  $\mathbb{F}_{p^{nj}}$  vers  $\mathbb{F}_{p^{nj}}$  pour tout entier  $n > 0$ . Comme  $\tilde{\mathbb{F}}_p = \bigcup_{n>0} \mathbb{F}_{p^{nj}}$  on en déduit que  $g$  est surjective sur  $\tilde{\mathbb{F}}_p$ . L'énoncé  $\theta_k$  est donc satisfait par  $\tilde{\mathbb{F}}_p$ .

La théorie des corps algébriquement clos de caractéristique  $p$  étant complète, cette énoncé est en fait satisfait par tout corps algébriquement clos de caractéristique  $p$ . On conclut en utilisant le principe de transfert.  $\square$

# Chapitre 6

## Types et élimination des quanteurs

Dans ce chapitre nous introduisons la notion de types, notion centrale en théorie des modèles pour l'étude des structures. Nous verrons leur utilisation pour l'élimination des quanteurs et nous traiterons l'exemple des corps algébriquement clos. Dans le chapitre suivant, nous parlerons de la question de la réalisation et de l'omission des types.

### 6.1 Types

Commençons par deux exemples.

#### Exemple 6.1.

1. Soit  $\mathfrak{M} = \langle \mathbb{Z}, < \rangle$ . Les uples  $(2, 5, 9)$  et  $(3, 4, 8)$  satisfont les mêmes formules sans quanteurs dans  $\mathfrak{M}$  car on a  $2 < 5 < 9$  et  $3 < 4 < 8$ . On dira que ces deux uples ont même type sans quanteurs. Par contre, si on pose  $\phi(x, y, z) = \exists t x < t < y$  alors  $\mathfrak{M} \models \phi(2, 5, 9)$  mais  $\mathfrak{M} \models \neg\phi(3, 4, 8)$ . On dira que ces deux uples n'ont pas même type. En étudiant plus précisément la théorie des ordres discrets, on pourra vérifier que les uples  $(5, 9)$  et  $(4, 8)$  satisfont les mêmes formules car il y a le même nombre d'éléments entre 5 et 9 qu'entre 4 et 8.
2. Soit  $\mathfrak{N} = \langle \mathbb{R}, < \rangle$ . Les uples  $(1, \pi, e)$  et  $(\sqrt{2}, 8, 7)$  satisfont les mêmes formules dans  $\mathfrak{N}$ . En effet comme  $1 < e < \pi$  et  $\sqrt{2} < 7 < 8$ , on peut faire correspondre par un va-et-vient infini ces deux uples. On dira que ces deux uples ont même type.

**Définition 6.2.** Soit  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure de domaine  $M$  et  $\bar{a} = (a_1, \dots, a_n)$  un  $n$ -uplet de  $M$ .

- On appelle *type sans quanteurs* de  $\bar{a}$  dans  $\mathfrak{M}$  l'ensemble des formules sans quanteurs satisfaites par  $\bar{a}$ , c'est-à-dire l'ensemble

$$\text{tpsq}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \{\phi(x_1, \dots, x_n) \text{ formules sans quanteurs de } L : \mathfrak{M} \models \phi(a_1, \dots, a_n)\}.$$

- On appelle *type* de  $\bar{a}$  dans  $\mathfrak{M}$  l'ensemble des formules satisfaites par  $\bar{a}$ , c'est-à-dire l'ensemble

$$\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \{\phi(x_1, \dots, x_n) \text{ formules de } L : \mathfrak{M} \models \phi(a_1, \dots, a_n)\}.$$

Notons que le type sans quanteurs est déterminé par le type atomique, c'est-à-dire l'ensemble des formules atomique satisfaites par  $\bar{a}$ .

**Remarque.** Soit  $\mathfrak{M}$ ,  $\mathfrak{N}$  deux  $L$ -structures et  $\bar{a} \in M^n$ .

- Si  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure de  $\mathfrak{N}$  alors  $\text{tpsq}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tpsq}_{\mathfrak{N}}(\bar{a})$ .
- Si  $\mathfrak{M}$  est une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$  alors  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{a})$ .

Par exemple si  $\mathfrak{M} = \langle 2\mathbb{Z}, < \rangle$  et  $\mathfrak{N} = \langle \mathbb{Z}, < \rangle$  alors  $\text{tpsq}_{\mathfrak{M}}(0, 2) = \text{tpsq}_{\mathfrak{N}}(0, 2)$  mais  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(0, 2) \neq \text{tp}_{\mathfrak{N}}(0, 2)$ .

**Définition 6.3.** On dit qu'un isomorphisme partiel de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$  est un  $\infty$ -isomorphisme s'il appartient à une famille Karpienne d'isomorphismes partiels de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$ , c'est-à-dire s'il est prolongeable par va-et-vient infini.

Il suit des définitions et de la proposition 4.29 que

**Proposition 6.4.** Soit  $\sigma$  un isomorphisme partiel de  $\mathfrak{M}$  dans  $\mathfrak{N}$ . Alors pour tout  $\bar{a} \in \text{Dom}(\sigma)^n$ ,  $\text{tpsq}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tpsq}_{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{a}))$ . De plus si  $\sigma$  est un  $\infty$ -isomorphisme, alors  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\sigma(\bar{a}))$ .

Réciproquement deux uples qui ont même type, sont en fait conjugués par un automorphisme d'une extension élémentaire. Tout d'abord, remarquons que si  $\mathfrak{M}$ ,  $\mathfrak{N}$  sont deux  $L$ -structures et  $\bar{a} \in M^n$ ,  $\bar{b} \in N^n$  tels que  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{b})$  alors  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  sont élémentairement équivalentes. En effet, tous les énoncés satisfaites par  $\mathfrak{M}$  sont par définition parmi les formules de  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a})$ . On peut donc supposer par la propriété de plongement commun (lemme 5.13) que  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  sont dans la même structure.

**Proposition 6.5.** Soient  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  deux uples d'une  $L$ -structure  $\mathfrak{M}$ . Alors  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  ont même type si et seulement s'il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$  et un automorphisme  $\sigma$  de  $\mathfrak{N}$  qui envoie  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$ .

*Démonstration.* ( $\Leftarrow$ ) est évident.

( $\Rightarrow$ ) : construisons une chaîne d'extensions élémentaires

$$\mathfrak{M}_0 \prec \mathfrak{M}_1 \prec \dots \prec \mathfrak{M}_n \prec \dots$$

et une chaîne

$$\sigma_0 \subset \sigma_1 \subset \dots \subset \sigma_n \subset \dots$$

d'isomorphismes partiels élémentaires  $\sigma_i : \mathfrak{M}_i \rightarrow \mathfrak{M}_i$  telle que  $\mathfrak{M}_0 = \mathfrak{M}$ ,  $\sigma_0$  est l'unique isomorphisme de la sous-structure engendré par  $\{\bar{a}\}$  sur la sous-structure engendré par  $\{\bar{b}\}$  qui envoie  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$  et telle que pour tout  $i < \omega$ , le domaine de  $\sigma_{2i+1}$  contient  $\mathfrak{M}_{2i}$  et l'image de  $\sigma_{2i+2}$  contient  $\mathfrak{M}_{2i+1}$ . Pour cela on utilise le lemme suivant :

**Lemme 6.6.** Si  $\mathfrak{M}$  est une  $L$ -structure et  $\sigma : \mathfrak{M} \rightarrow \mathfrak{M}$  est un isomorphisme partiel élémentaire alors il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$  et un isomorphisme partiel élémentaire  $\tau : \mathfrak{N} \rightarrow \mathfrak{N}$  de domaine  $\mathfrak{M}$  qui prolonge  $\sigma$ .

*Démonstration.* Associons à chaque  $m \in \mathfrak{M}$  une nouvelle constante  $m'$  et considérons l'ensemble des énoncés suivants dans le langage  $L \cup \{m, m' : m \in M\}$ ,

$$\Sigma := \text{Th}(\mathfrak{M}, M) \cup \{\phi(\bar{m}', \sigma(\bar{n})) : \mathfrak{M} \models \phi(\bar{m}, \bar{n}) \text{ et } \bar{n} \in \text{dom}(\sigma)\}.$$

Montrons que  $\Sigma$  est consistant. Pour cela considérons en une partie finie

$$\Sigma_0 := \theta(\bar{m}) \cup \{\phi(\bar{m}'_i, \sigma(\bar{n}_i)) : i \in I\}.$$

Alors  $\mathfrak{M} \models \exists(\bar{x}_i)_{i \in I} \wedge_{i \in I} \phi(\bar{x}_i, \sigma(\bar{n}_i))$  car  $\mathfrak{M} \models \exists(\bar{x}_i)_{i \in I} \wedge_{i \in I} \phi(\bar{x}_i, \bar{n}_i)$  et  $\sigma$  est élémentaire. On peut donc interpréter les  $m'$  dans  $\mathfrak{M}$  tel que  $(\mathfrak{M}, M, M') \models \Sigma_0$ . Par compacité il existe donc un modèle  $\mathfrak{N}$  de  $\Sigma$ , qui est de plus une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$ . Considérons  $\tau : \mathfrak{N} \rightarrow \mathfrak{N}$  la fonction qui à  $m \in M$  associe  $m' \in N$ . Alors  $\tau$  prolonge  $\sigma$  et est un isomorphisme partiel élémentaire : pour tout  $\bar{m} \in \mathfrak{M}$ ,

$$\mathfrak{N} \models \phi(\bar{m}) \text{ ssi } \mathfrak{M} \models \phi(\bar{m}) \text{ ssi } \mathfrak{N} \models \phi(\tau(\bar{m})).$$

□

Revenons à la construction de nos chaînes : aux étapes paires on prolonge  $\sigma_{2i}$  et aux étapes impaires  $\sigma_{2i+1}^{-1}$ . Les chaînes construites, on vérifie que  $\cup_{i \in \omega} \sigma_i$  est un automorphisme de  $\cup_{i \in \omega} \mathfrak{M}_i$  qui envoie  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$ . □

## 6.2 Elimination des quanteurs

Quand on considère une théorie sur un langage donné, il est intéressant d'isoler un sous-ensemble des formules du premier ordre suffisant pour décrire les ensembles définissables dans les modèles de cette théorie. L'étude des propriétés des modèles en question s'avère ainsi simplifiée. Le cas particulier de l'élimination des quanteurs est le cas où toute formule est équivalente modulo la théorie à une formule sans quanteurs.

**Définition 6.7.** Une théorie  $T$  *élimine les quanteurs* si pour tout  $n > 0$  et toute formule  $\psi(\bar{x})$  où  $\bar{x} = (x_1, \dots, x_n)$  il existe une formule  $\phi(\bar{x})$  sans quanteur telle que  $T \vdash \forall \bar{x}(\phi(\bar{x}) \leftrightarrow \psi(\bar{x}))$ .

Notons que si une théorie  $T$  élimine les quantificateurs alors tout type d'un uple dans un modèle de  $T$  est déterminé par le type sans quantificateurs de cet uple. Réciproquement, pour vérifier l'élimination des quantificateurs (ou plus généralement l'élimination à un sous-ensemble de formules), on utilisera la méthode de va-et-vient afin de montrer que deux uples ayant même type sans quantificateurs, ont même type et on pourra conclure à l'aide de la caractérisation suivante.

**Proposition 6.8.** Soit  $T$  une théorie et  $\Phi$  un ensemble non vide de formules de  $L$  tels que pour tout entier  $n > 0$ , deux  $n$ -uples extraits de modèles de  $T$  ont même types dès

qu'ils satisfont les mêmes formules de  $\Phi$ . Alors pour toute formule  $\psi(\bar{x})$  de  $L$  il existe une combinaison booléenne  $\phi(\bar{x})$  d'éléments de  $\Phi$  telle que

$$T \vdash \forall \bar{x} (\psi(\bar{x}) \leftrightarrow \phi(\bar{x})).$$

En particulier si pour tout  $n > 0$ , tout  $\mathfrak{M} \models T$ , tout  $\mathfrak{N} \models T$ , tout  $\bar{a} \in M^n$  et tout  $\bar{b} \in N^n$  on a  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{b})$  implique que  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{b})$  alors  $T$  élimine les quantificateurs.

*Démonstration.* Soit  $\psi(\bar{x})$  une formule de  $L$  avec  $\bar{x} = (x_1, \dots, x_n)$ . Si  $\psi$  n'est satisfaite dans aucun modèle de  $T$ , on considère une formule  $\theta$  de  $\Phi$  et on a

$$T \vdash \forall \bar{x} ((\psi(\bar{x}) \leftrightarrow \theta(\bar{x}) \wedge \neg \theta(\bar{x})))$$

Sinon, soit  $\mathfrak{M} \models T$  et  $\bar{a} \in M^n$  tel que  $\mathfrak{M} \models \psi(\bar{a})$ . Il existe alors une combinaison booléenne  $\phi_{\bar{a}}(\bar{x})$  d'éléments de  $\Phi$  telle que  $\mathfrak{M} \models \phi_{\bar{a}}(\bar{a})$  et  $T \vdash \forall \bar{x} (\phi_{\bar{a}}(\bar{x}) \rightarrow \psi(\bar{x}))$ . En effet, considérons  $\bar{c}$  un  $n$ -uplet de nouvelles constantes alors l'ensemble d'énoncés suivant dans le langage  $L \cup \{\bar{c}\}$  est inconsistant par hypothèse

$$T \cup \{\phi(\bar{c}) : \phi \in \Phi \text{ et } \mathfrak{M} \models \phi(\bar{a})\} \cup \{\neg \phi(\bar{c}) : \phi \in \Phi \text{ et } \mathfrak{M} \models \neg \phi(\bar{a})\} \cup \{\neg \psi(\bar{c})\}.$$

Par compacité une partie finie est inconsistante, ce qui nous donne une combinaison booléenne  $\phi_{\bar{a}}(\bar{x})$  d'éléments de  $\Phi$  telle que  $\mathfrak{M} \models \phi_{\bar{a}}(\bar{a})$  et  $T \cup \{\phi_{\bar{a}}(\bar{c})\} \cup \{\neg \psi(\bar{c})\}$  est inconsistant.

Soit maintenant  $(\mathfrak{M}_i, \bar{a}_i)_{i \in I}$  une énumération de tous les types possibles d'un  $n$ -uplet dans un modèle  $\mathfrak{M}_i$  de  $T$  tel que  $\mathfrak{M}_i \models \psi(\bar{a}_i)$ . Alors

$$T \cup \{\neg \phi_{\bar{a}_i}(\bar{c}) : i \in I\} \cup \{\psi(\bar{c})\}$$

est inconsistant. Par compacité, il existe donc  $I_0$  fini tel que

$$T \vdash \forall \bar{x} (\psi(\bar{x}) \rightarrow \bigvee_{i \in I_0} \phi_{\bar{a}_i}(\bar{x})).$$

Alors  $\psi$  est équivalente modulo  $T$  à  $\bigvee_{i \in I_0} \phi_{\bar{a}_i}$ .  $\square$

**Remarque.** La preuve ci-dessus utilise le théorème de compacité. Nous renvoyons le lecteur à l'annexe où il trouvera la même preuve rédigée en termes topologiques.

**Exemple 6.9.** Considérons la théorie  $T$  de la relation d'équivalence à une infinité de classes toutes infinies dans le langage  $L = \{E\}$ . Soient  $\mathfrak{M}_1$  et  $\mathfrak{M}_2$  deux modèles de  $T$ . On vérifie alors que les isomorphismes partiels de  $\mathfrak{M}_1$  dans  $\mathfrak{M}_2$  à domaine fini forment une famille Karpienne. On en déduit que  $T$  est complète et élimine les quantificateurs.

**Exemple 6.10.** Soit  $K$  un corps. On exprime la théorie  $T$  des  $K$ -espaces vectoriels infinis dans le langage  $L_K := \{0, +, -, \lambda_k : k \in K\}$  où pour tout  $k \in K$ ,  $\lambda_k$  est une fonction unaire qui est interprétée dans un  $K$ -espace vectoriel par la multiplication



par  $k$ . Alors  $T$  est complète et élimine les quanteurs : soient  $V_1$  et  $V_2$  deux espaces vectoriels de dimension infini et considérons  $\mathcal{F}$  la famille des isomorphismes partiels ayant pour domaine un sous-espace vectoriel de dimension finie. Alors  $\mathcal{F}$  est non vide et on vérifie facilement que  $\mathcal{F}$  est un va-et-vient entre  $V_1$  et  $V_2$ . Donc  $T$  est complète. De plus  $T$  élimine les quanteurs car si  $\bar{a} \in V_1$  et  $\bar{b} \in V_2$  satisfont les mêmes équations linéaires alors les sous-espaces vectoriels engendrés par  $\bar{a}$  et respectivement par  $\bar{b}$  sont isomorphes.

**Remarque.** La théorie des groupes abéliens divisibles sans torsion non triviaux “correspond” à la théorie des  $\mathbb{Q}$ -e.v. infinis : on définit dans un groupe divisible sans torsion  $\lambda_{p/q}$  par  $px = qy$  qui est une formule sans quanteur. On en déduit que cette théorie élimine elle aussi les quanteurs.

**Exercice 6.11.** La théorie des ordres totaux denses sans extrémité élimine les quanteurs.

**Exercice 6.12.** Soient  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{N}$  deux modèles d’une théorie  $T$  qui élimine les quanteurs. Si  $\mathfrak{M} \subset \mathfrak{N}$  alors  $\mathfrak{M} \prec \mathfrak{N}$ . Une théorie qui vérifie cette propriété est dite *modèle-complète*.

## 6.3 Les corps algébriquement clos

Nous vérifions dans cette section que la théorie des corps algébriquement clos élimine les quanteurs et nous en déduisons une preuve du théorème des zéros de Hilbert.

**Proposition 6.13.** *La théorie des corps algébriquement clos élimine les quanteurs (dans le langage des anneaux  $L_{\text{ann}} = \{0, 1, +, -, \cdot\}$ ).*

*Démonstration.* Soient  $K_1$  et  $K_2$  deux corps algébriquement clos et  $\bar{a} \in K_1$  et  $\bar{b} \in K_2$  deux uples satisfaisant les mêmes formules atomiques. Dans ce cas  $K_1$  et  $K_2$  ont même caractéristique car pour tout  $p$ ,  $\underbrace{1 + \cdots + 1}_p = 0$  est une formule atomique. De plus  $\bar{a}$  et

$\bar{b}$  satisfont les mêmes équations polynomiales sur le corps premier, donc ils engendrent deux sous-corps  $k_1$  et  $k_2$  isomorphes. On peut supposer, en passant à des extensions élémentaires, que  $K_1$  et  $K_2$  sont de degré de transcendance infini. On a vu (voir exemple 4.10) qu’il existe alors un va-et-vient de  $K_1$  sur  $K_2$  contenant l’isomorphisme de  $k_1$  sur  $k_2$  qui envoie  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$ . Donc  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  ont même type.  $\square$

**Lemme 6.14.** *Soit  $S$  un système fini d’équations et d’inéquations (en plusieurs inconnues), à coefficients dans un corps  $k$ . Si  $S$  a une solution dans une extension  $K$  de  $k$ , il a une solution dans toute extension algébriquement close de  $k$ .*

*Démonstration.* On peut voir  $S$  comme une formule sans quanteur  $\phi(x_1, \dots, x_n, b_1, \dots, b_m)$  dans le langage des anneaux où les  $x_i$  correspondent aux inconnues et les  $b_i$  sont les coefficients dans le corps  $k$ . Alors il existe  $\bar{a} \in K$  tel que  $K \models \phi(\bar{a}, \bar{b})$ . Considérons une extension  $K_1$  de  $K$  algébriquement close. Comme  $\phi$  est sans quanteur,  $K_1 \models \phi(\bar{a}, \bar{b})$ .

Soit une autre extension  $K_2$  de  $k$  algébriquement close. Alors les clôtures algébriques  $\bar{k}_1$  de  $k$  dans  $K_1$  et  $\bar{k}_2$  de  $k$  dans  $K_2$  sont isomorphes au-dessus de  $k$ . Comme la théorie des corps algébriquement clos élimine les quanteurs,  $\bar{k}_1 \prec K_1$  et  $\bar{k}_2 \prec K_2$  et donc comme  $K_1 \models \exists \bar{x}\phi(\bar{x}, \bar{b})$  on a  $\bar{k}_1 \models \exists \bar{x}\phi(\bar{x}, \bar{b})$ ,  $\bar{k}_2 \models \exists \bar{x}\phi(\bar{x}, \bar{b})$  et  $K_2 \models \exists \bar{x}\phi(\bar{x}, \bar{b})$ .  $\square$

**Théorème 6.15** (Théorème des zéros de Hilbert). *Soit  $K$  un corps algébriquement clos,  $I$  un idéal de  $K[X_1, \dots, X_n]$  et  $P \in K[X_1, \dots, X_n]$ . Supposons que pour tout  $\bar{a} \in K^n$ , si  $Q(\bar{a}) = 0$  pour tout  $Q \in I$  alors  $P(\bar{a}) = 0$ . Alors il existe  $m$  tel que  $P^m \in I$ .*

*Démonstration.* Supposons que pour tout  $m$ ,  $P^m \notin I$  et soit  $J$  un idéal contenant  $I$  mais aucun des  $P^m$ , maximal pour ces propriétés. On vérifie facilement que  $J$  est premier. Soit  $L$  le corps de fractions de  $K[X_1, \dots, X_n]/J$ . Alors  $L$  contient  $K$ . Soit  $Q_1, \dots, Q_r$  des générateurs de  $J$ . Alors la système  $S := \{Q_1 = 0, \dots, Q_r = 0, P \neq 0\}$  a une solution dans  $L$  et donc d'après le lemme précédent une solution dans  $K$ , mais cette solution contredit l'hypothèse.  $\square$

# Chapitre 7

## Espaces de types, Saturation, Théorème d'omission

Dans ce chapitre nous nous intéressons aux espaces de types d'une théorie complète et on supposera que les modèles des théories complètes considérées sont infinis. Nous verrons que tous les types d'une théorie donnée ne sont pas nécessairement réalisés dans tout modèle de celle-ci mais que cela est le cas pour certains modèles "suffisamment riches", les modèles  $\omega$ -saturés.

### 7.1 Espaces de types

**Définition 7.1.** Soit  $T$  une théorie complète et  $n$  un entier. On note  $S_n(T)$  l'ensemble des types des  $n$ -uplets de modèles de  $T$ , c'est-à-dire

$$S_n(T) = \{\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) : \mathfrak{M} \models T, \bar{a} \in M^n\}.$$

Si  $p \in S_n(T)$ , on dit qu'un modèle  $\mathfrak{M} \models T$  réalise  $p$  s'il existe  $\bar{a} \in M^n$  tel que  $p = \text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a})$ .

On note  $S(T)$  l'ensemble des types réalisés dans l'un des modèles de  $T$ , c'est-à-dire

$$S(T) = \bigcup_{n>0} S_n(T).$$

**Remarque.** Soit  $T = \text{Th}(\mathfrak{M})$ . Alors chaque type  $p \in S(T)$  n'est pas nécessairement réalisé dans  $\mathfrak{M}$  (voir exemple 7.6 ci-dessous) mais il est toujours réalisé dans une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$ . (Il suffit d'utiliser le théorème de l'extension élémentaire commune.) Par ailleurs toute formule  $\phi(\bar{x})$  d'un type  $p \in S(T)$  est réalisée dans  $\mathfrak{M}$  (c'est-à-dire il existe  $\bar{a} \in M^n$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{a})$ ).

**Exemple 7.2.** Considérons à nouveau la théorie  $T$  de la relation d'équivalence à une infinité de classes toutes infinies dans le langage  $L = \{E\}$ .

— Il y a un unique 1-type.

- Il y a trois 2-types : le type déterminé par  $x_1 = x_2$ , celui déterminé par  $(x_1 \neq x_2) \wedge E(x_1, x_2)$  et enfin celui déterminé par  $\neg E(x_1, x_2)$ .

On peut remarquer que tout type de  $S(T)$  est réalisé dans tout modèle de  $T$ .

L'ensemble des  $n$ -types d'une théorie peut se définir de manière équivalente de la façon suivante :

**Définition 7.3.** Soit  $T$  une théorie complète et  $n$  un entier. L'ensemble des  $n$ -types de  $T$  est l'ensemble  $S_n(T)$  des théories complètes dans le langage  $L \cup \{x_1, \dots, x_n\}$  contenant  $T$ . Cet ensemble est un espace topologique compact en tant que fermé de l'espace des théories complètes dans le langage  $L \cup \{x_1, \dots, x_n\}$ . (Voir l'annexe pour des compléments sur cet espace topologique.)

**Exemple 7.4.** Montrer que cette seconde définition est équivalente à la première.

**Définition 7.5.** Un type  $p \in S_n(T)$  est *isolé* s'il existe une formule  $\phi(\bar{x})$  dans  $p$  telle que  $p$  est l'unique type de  $S_n(T)$  contenant  $\phi(\bar{x})$ , ou, autrement dit, telle que l'ouvert fermé  $\langle \phi(\bar{x}) \rangle$  de  $S_n(T)$  isole  $p$ . Dans ce cas, on dit que  $\phi(\bar{x})$  *isole*  $p$ .

**Exemple 7.6.** Soit  $\mathfrak{M} = \langle \mathbb{Z}, < \rangle$  et  $T = \text{Th}(\mathfrak{M})$ . Pour chaque  $m \geq 1$ , notons  $d_m(x, y)$  une formule exprimant qu'il existe exactement  $m - 1$  éléments strictement compris entre  $x$  et  $y$ , c'est-à-dire si  $x$  et  $y$  sont à distance  $m$ .

On peut vérifier que tout type de  $S_2(T)$  est de l'un des types suivants

- le type isolé par la formule  $x_1 = x_2$ ,
- pour chaque  $m \geq 1$ , le type isolé par la formule  $(x_1 < x_2) \wedge d_m(x_1, x_2)$ ,
- pour chaque  $m \geq 1$ , le type isolé par la formule  $(x_1 > x_2) \wedge d_m(x_1, x_2)$ ,
- le type contenant les formules  $x_1 < x_2$  et  $\neg d_m(x_1, x_2)$  pour tout  $m \geq 1$ ,
- le type contenant les formules  $x_1 > x_2$  et  $\neg d_m(x_1, x_2)$  pour tout  $m \geq 1$ .

Remarquons que les deux derniers types ne sont pas réalisés dans  $\mathfrak{M}$ . On peut également vérifier qu'aucune formule n'isole l'un de ces deux types.

**Exercice 7.7.** Soit  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure,  $T = \text{Th}(\mathfrak{M})$  et  $p \in S_n(T)$ . Supposons qu'il existe  $k > 0$ , tel que pour chaque extension élémentaire  $\mathfrak{N}$  de  $\mathfrak{M}$ , il y a au plus  $k$  réalisations de  $p$  dans  $\mathfrak{N}$ . Montrer qu'alors toute réalisation de  $p$  dans une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$  est en fait dans  $\mathfrak{M}$ . Indication : montrer qu'il existe une formule dans  $p$  qui n'est satisfaite que par un nombre fini  $m$  d'éléments. Choisir une telle formule  $\phi$  avec  $m$  minimal et montrer que  $\phi$  isole  $p$ .

## 7.2 Types sur des paramètres

De manière plus générale on considère les types au-dessus d'un ensemble de paramètres. À partir de maintenant pour tout ensemble  $A$ , on notera  $L(A)$  le langage  $L \cup \{a : a \in A\}$ .

**Définition 7.8.** Soit  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure et  $A \subset \mathfrak{M}$  un ensemble de paramètres.

1. Soit  $\bar{a}$  un uple de  $\mathfrak{M}$ . Le type de  $\bar{a}$  sur  $A$  (dans  $\mathfrak{M}$ ) est l'ensemble

$$\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}/A) := \{\phi(\bar{x}) \in L(A) : \mathfrak{M} \models \phi(\bar{a})\}.$$

2. On appelle  $n$ -type sur  $A$  un élément de  $S_n(\text{Th}(\mathfrak{M}, A))$ . S'il n'y a pas d'ambiguïté on note  $S_n(A)$  l'ensemble des  $n$ -types sur  $A$  et  $S(A)$  l'union des  $S_n(A)$ . Notons que chaque type  $p$  de  $S(A)$  est réalisé dans une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$ , c'est-à-dire il existe  $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$  et  $\bar{a} \in N^n$  tel que  $p = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{a}/A)$ .

**Exemple 7.9.** Dans la théorie des ordres totaux denses sans extrémité, un 1-type sur  $A$  correspond à la coupure qu'il détermine sur  $A$ . En particulier les 1-types sur  $\mathbb{Q}$  correspondent aux coupures :

1.  $\{x = q\}$  pour  $q \in \mathbb{Q}$ ,
2.  $\{q < x < q' : q' > q\}$  pour  $q \in \mathbb{Q}$ ,
3.  $\{q' < x < q : q' < q\}$  pour  $q \in \mathbb{Q}$ ,
4.  $\{q' < x < q : q' < r < q\}$  pour  $r \in \mathbb{R} \setminus \mathbb{Q}$ ,
5.  $\{x > q : q \in \mathbb{Q}\}$ ,
6.  $\{x < q : q \in \mathbb{Q}\}$ .

**Exemple 7.10.** Dans la théorie d'un corps algébriquement clos  $K$  un 1-type  $p$  sur un sous-corps  $k$  est déterminé

- soit par le polynôme minimal sur  $k$  d'une réalisation de  $p$  (types des éléments algébriques sur  $k$ ),
- soit par l'ensemble  $\{P(x) \neq 0 : P \in k[X]\}$  (type des éléments transcendants sur  $k$ ).

**Exercice 7.11.** Un type  $p$  de  $S_n(A)$  est *algébrique* s'il contient une  $L(A)$ -formule  $\phi(\bar{x})$  qui n'a qu'un nombre fini de réalisations. (On dit également qu'un uple  $\bar{a}$  est *algébrique sur  $A$*  si  $\text{tp}(\bar{a}/A)$  l'est.) Montrer que tout type algébrique est isolé. La réciproque est-elle vraie ?

**Définition 7.12.** Soit  $\mathfrak{M}$  une structure et  $A \subseteq M$  un ensemble de paramètres. On appelle  *$A$ -automorphisme* de  $\mathfrak{M}$  un automorphisme de  $\mathfrak{M}$  qui fixe point par point  $A$ .

En reprenant la proposition 6.5 dans le langage  $L(A)$ , on obtient

**Proposition 7.13.** Soient  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  deux uples d'une  $L$ -structure  $\mathfrak{M}$  et  $A \subset M$  un ensemble de paramètres. Alors  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  ont même type sur  $A$  si et seulement il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{N} \succ \mathfrak{M}$  et un  $A$ -automorphisme  $\sigma$  de  $\mathfrak{N}$  qui envoie  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$ . Avoir même type sur  $A$  signifie donc être dans la même orbite au-dessus de  $A$ .

**Théorème 7.14** (Svenonius). Soit  $\mathfrak{M}$  une  $L$ -structure,  $A \subset M$  un ensemble de paramètres et  $D$  une partie de  $M^n$  définissable dans  $\mathfrak{M}$ . Alors  $D$  est définissable à paramètres dans  $A$  si et seulement si dans toute extension élémentaire  $\mathfrak{N}$  de  $\mathfrak{M}$ ,  $D$  est invariant par tout  $A$ -automorphisme de  $\mathfrak{N}$ .

*Démonstration.* ( $\Rightarrow$ ) est immédiat.

( $\Leftarrow$ ) Soit  $\phi(\bar{x}, \bar{m})$  une formule à paramètres  $\bar{m}$  dans  $M$  définissant  $D$  et soit  $p = \text{tp}(\bar{m}/A)$ . Vérifions tout d'abord que

$$p(\bar{c}_1) \cup p(\bar{c}_2) \vdash \forall \bar{x} (\phi(\bar{x}, \bar{c}_1) \leftrightarrow \phi(\bar{x}, \bar{c}_2))$$

dans le langage  $L(A) \cup \{\bar{c}_1, \bar{c}_2\}$  où  $\bar{c}_1$  et  $\bar{c}_2$  sont deux uples de nouvelles constantes. Soit  $\mathfrak{N}$  une  $L(A)$ -structure contenant  $\bar{n}_1$  et  $\bar{n}_2$  réalisant  $p$ . En particulier  $\text{Th}(\mathfrak{N}) = \text{Th}(\mathfrak{M}, A)$ . On peut donc supposer que la restriction  $\mathfrak{N}'$  de  $\mathfrak{N}$  au langage  $L$  est une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$ . Alors dans  $\mathfrak{N}'$ ,  $\text{tp}(\bar{n}_1/A) = \text{tp}(\bar{n}_2/A) = \text{tp}(\bar{m}/A)$ . En utilisant la proposition 7.13, on en déduit que dans  $\mathfrak{N}'$ ,

$$\{\bar{a} \in N : \mathfrak{N}' \models \phi(\bar{a}, \bar{n}_1)\} = D = \{\bar{a} \in N : \mathfrak{N}' \models \phi(\bar{a}, \bar{n}_2)\}$$

car  $D$  est invariant par tout  $A$ -automorphisme.

Par compacité il existe  $\theta(\bar{y}) \in p$  ( $\theta \in L(A)$ ) tel que

$$\vdash \theta(\bar{c}_1) \wedge \theta(\bar{c}_2) \rightarrow \forall \bar{x} (\phi(\bar{x}, \bar{c}_1) \leftrightarrow \phi(\bar{x}, \bar{c}_2)).$$

On en déduit que  $D$  est défini par  $\exists \bar{y} (\theta(\bar{y}) \wedge \phi(\bar{x}, \bar{y}))$ . □

### 7.3 Saturation

**Définition 7.15.** Soit  $\kappa$  un cardinal infini. Une structure  $\mathfrak{M}$  est  $\kappa$ -saturée si pour toute partie  $A \subset M$  telle que  $|A| < \kappa$ ,  $\mathfrak{M}$  réalise tout type de  $S_1(\text{Th}(\mathfrak{M}, A))$ .

**Proposition 7.16.** Une structure  $\mathfrak{M}$  est  $\kappa$ -saturée si pour toute partie  $A \subset M$  telle que  $|A| < \kappa$ ,  $\mathfrak{M}$  réalise tout type de  $S(\text{Th}(\mathfrak{M}, A))$ .

*Démonstration.* Soit  $\mathfrak{M}$  une structure  $\kappa$ -saturée. On montre par récurrence sur  $k$  que pour toute partie  $A \subset M$  telle que  $|A| < \kappa$ ,  $\mathfrak{M}$  réalise tout type de  $S_k(\text{Th}(\mathfrak{M}, A))$ . Pour  $k = 1$  c'est vrai par hypothèse de saturation. Supposons  $k > 1$ . Soit  $p \in S_k(\text{Th}(\mathfrak{M}, A))$ . Alors il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{N}_1$  de  $\mathfrak{M}$  et  $(a_1, \dots, a_k) \in N_1^k$  tel que  $p = \text{tp}_{\mathfrak{N}_1}(a_1, \dots, a_k/A)$ . Par hypothèse de récurrence il existe  $(b_1, \dots, b_{k-1}) \in M^{k-1}$  tel que  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(b_1, \dots, b_{k-1}/A) = \text{tp}_{\mathfrak{N}_1}(a_1, \dots, a_{k-1}/A)$ . Il existe alors une extension élémentaire  $\mathfrak{N}_2$  de  $\mathfrak{N}_1$  et un  $A$ -automorphisme  $\sigma$  de  $\mathfrak{N}_2$  qui envoie  $(a_1, \dots, a_{k-1})$  sur  $(b_1, \dots, b_{k-1})$ . Mais alors par saturation  $\text{tp}_{\mathfrak{N}_2}(\sigma(a_k)/A \cup \{b_1, \dots, b_{k-1}\})$  est réalisé par un élément  $b_k$  de  $M$ . On a alors  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(b_1, \dots, b_k/A) = \text{tp}_{\mathfrak{N}_2}(b_1, \dots, b_{k-1}, \sigma(a_k)/A) = \text{tp}_{\mathfrak{N}_2}(\sigma(a_1), \dots, \sigma(a_k)/A) = \text{tp}_{\mathfrak{N}_2}(a_1, \dots, a_k/A) = p$ . □

**Exercice 7.17.** Soient  $\mathfrak{M}$  une structure  $\omega$ -saturée,  $\mathfrak{N}$  une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$  et  $(n_i)_{i \in \omega}$  une famille d'éléments de  $N$  alors il existe une famille  $(m_i)_{i \in \omega}$  d'éléments de  $M$  tel que pour tout  $k \in \omega$ ,  $(m_0, \dots, m_k)$  et  $(n_0, \dots, n_k)$  ont même type.

**Exemple 7.18.** 1. Tout ordre total dense sans extrémité est  $\omega$ -saturé.

2. Un corps algébriquement clos est  $\omega$ -saturé si et seulement si il est de degré de transcendance infini.

**Proposition 7.19.** *Toute structure a une extension élémentaire  $\omega$ -saturée.*

*Démonstration.* Soit  $\mathfrak{M}$  une structure. On construit une chaîne

$$\mathfrak{M}_0 = \mathfrak{M} \prec \mathfrak{M}_1 \prec \dots \prec \mathfrak{M}_i \prec \dots$$

telle que pour tout  $i$ ,  $\mathfrak{M}_{i+1}$  réalise tous les types dans  $S_1(M_i)$ . Pour cela considérons une énumération  $(p_j)_{j \in J}$  des types dans  $S_1(M_i)$  et l'ensemble d'énoncés

$$\Sigma := \cup_{j \in J} p_j(c_j)$$

où  $(c_j)_{j \in J}$  est une famille de nouvelles constantes. Par compacité  $\Sigma$  est consistant car toute partie finie de chaque  $p_j$  est réalisée dans  $\langle \mathfrak{M}_i, M_i \rangle$ .

Alors l'union  $\mathfrak{N} := \cup \mathfrak{M}_i$  est une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$ ,  $\omega$ -saturée. En effet si  $A$  est une partie finie de  $N$ , il existe  $i$  tel que  $A \subset M_i$ . Soit  $p$  un type dans  $S_1(A)$ . Il a une réalisation  $a$  dans une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}_i$ . Alors le type de  $a$  sur  $\mathfrak{M}_i$  est réalisé dans  $\mathfrak{M}_{i+1}$ , donc  $p$  est réalisé dans  $\mathfrak{N}$ .  $\square$

Par une preuve analogue à la proposition précédente, on peut montrer que pour tout cardinal  $\kappa$  infini, toute structure admet une extension élémentaire  $\kappa$ -saturée (pour cela on peut supposer que  $\kappa$  est régulier). En étant un peu plus astucieux, dans le cas où  $\kappa$  est un cardinal fortement inaccessible, on peut supposer que l'extension est de cardinal  $\kappa$ .

Nous allons voir maintenant que pour l'étude des types sans paramètres d'une théorie, l'utilisation de modèles  $\omega$ -saturés est suffisante.

**Proposition 7.20.** *Soit  $T$  une théorie complète et  $\mathfrak{M}$ ,  $\mathfrak{N}$  deux modèles  $\omega$ -saturés de  $T$ . Pour tous  $n$ -uples  $\bar{a} \in M^n$  et  $\bar{b} \in N^n$ , les types  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a})$  et  $\text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{b})$  sont égaux si et seulement s'il existe un  $\infty$ -isomorphisme  $\sigma$  de  $\mathfrak{M}$  vers  $\mathfrak{N}$  envoyant  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$ . En particulier deux modèles  $\omega$ -saturés d'une théorie complète sont  $\infty$ -équivalents.*

*Démonstration.*  $(\Leftarrow)$  a déjà été remarqué.

$(\Rightarrow)$  Pour tout  $k > 0$  et tous uples  $\bar{c} \in M^k$ ,  $\bar{d} \in N^k$  tels que  $\text{tp}(\bar{c}) = \text{tp}(\bar{d})$  il existe un unique isomorphisme partiel  $\sigma_{\bar{c}, \bar{d}}$  (qui est élémentaire) de la sous-structure engendrée par  $\bar{c}$  vers la sous-structure engendrée par  $\bar{d}$  qui envoie  $\bar{c}$  sur  $\bar{d}$ . Alors l'ensemble de ces isomorphismes partiels forment une famille Karpienne. En effet si  $\bar{c} \in M^k$ ,  $\bar{d} \in N^k$  tels que  $\text{tp}(\bar{c}) = \text{tp}(\bar{d})$  et si  $c' \in M$  alors  $p = \{\phi(x, \bar{d}) : \mathfrak{M} \models \phi(c', \bar{c})\}$  est un type sur  $\bar{d}$  réalisé par un  $d'$  dans  $\mathfrak{N}$  car  $\mathfrak{N}$  est  $\omega$ -saturée. Alors  $\sigma_{c', d'}$  prolonge  $\sigma_{\bar{c}, \bar{d}}$ .  $\square$

Rappelons que deux structures dénombrables  $\infty$ -équivalentes sont isomorphes. Une théorie complète possède donc au plus un modèle dénombrable  $\omega$ -saturé à isomorphisme près. Voici une caractérisation des théories ayant un modèle dénombrable  $\omega$ -saturé.

**Théorème 7.21.** *Soit  $T$  une théorie complète dans un langage  $L$  fini ou dénombrable. La théorie  $T$  a un modèle dénombrable  $\omega$ -saturé si et seulement si l'espace de types  $S(T)$  est dénombrable.*

*Démonstration.* L'implication est évidente car tous les types de  $S(T)$  sont alors réalisés dans ce modèle  $\omega$ -saturé qui est dénombrable.

Réciproquement, remarquons tout d'abord que si  $A = \{a_1, \dots, a_n\}$  est un ensemble fini de paramètres dans un modèle  $\mathfrak{M}$  de  $T$  alors  $S_1(A)$  est au plus dénombrable. Cela vient du fait que si deux éléments  $b$  et  $c$  sont deux éléments d'une extension élémentaire de  $\mathfrak{M}$  tel que les uples  $(b, a_1, \dots, a_n)$  et  $(c, a_1, \dots, a_n)$  ont même type alors  $b$  et  $c$  ont même type sur  $A$ .

Maintenant par le théorème de Löwenheim-Skolem Descendant, on commence par considérer un modèle dénombrable  $\mathfrak{M}_0$  de  $T$ . Le nombre de parties finies de  $M_0$  est alors également dénombrable et donc par la remarque précédente, le nombre de 1-types sur des parties finies de  $M_0$  est dénombrable. Par compacité et en utilisant à nouveau Löwenheim-Skolem Descendant, il existe une extension élémentaire  $\mathfrak{M}_1$  de  $\mathfrak{M}_0$  réalisant tous les 1-types sur des parties finies de  $M_0$ . Pour conclure on construit une chaîne dénombrable d'extensions élémentaires dénombrables vérifiant la propriété ci-dessus et alors l'union de cette chaîne est  $\omega$ -saturée.  $\square$

**Remarque 7.22.** De même que deux structures dénombrables  $\infty$ -équivalentes sont isomorphes, tout  $\infty$ -isomorphisme d'une structure dénombrable vers elle-même se prolonge en un automorphisme de celle-ci. Par conséquent, en utilisant la proposition 7.20, si  $\mathfrak{M}$  est une structure dénombrable  $\omega$ -saturée alors deux uples  $\bar{a}$  et  $\bar{b}$  ont même type si et seulement s'il existe un automorphisme de  $\mathfrak{M}$  envoyant  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$ . On dit qu'une telle structure est *fortement homogène*.

## 7.4 Théorème d'omission des types

Commençons cette partie par une remarque pratique permettant de construire une sous-structure élémentaire dénombrable vérifiant des propriétés voulues :

**Lemme 7.23** (Témoins de Henkin). *Soit  $L$  un langage et  $C$  un famille de nouvelles constantes. Soit  $\mathfrak{M}_C$  une  $(L \cup C)$ -structure et  $\mathfrak{M}$  sa restriction au langage  $L$ . Supposons que pour toute formule  $\phi(x)$  de  $L \cup C$  à une variable libre, il existe  $c \in C$  tel que  $\mathfrak{M}_C \models \exists x \phi(x) \rightarrow \phi(c)$  alors*

$$C^{\mathfrak{M}_C} := \{c^{\mathfrak{M}_C} : c \in C\}$$

*est une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{M}$ .*

*Démonstration.* A l'aide des formules  $x = d$  où  $d$  est un symbole de constante de  $L$  et  $y = f(\bar{c})$  où  $f$  est un symbole de fonctions, on remarque que  $C^{\mathfrak{M}_C}$  est une sous-structure de  $\mathfrak{M}$ . Il suffit alors de vérifier le test de Tarski. En effet soit  $\psi(x, \bar{y})$  une formule de



$L$  et  $\bar{a}$  des paramètres dans  $C^{\mathfrak{M}_C}$ . On peut alors considérer la formule  $\phi(x)$  de  $L \cup C$  correspondant à la formule  $\psi(x, \bar{a})$ . Par hypothèse il existe  $c \in C$  tel que  $\mathfrak{M}_C \models \phi(c)$ . Mais alors  $\mathfrak{M} \models \psi(c^{\mathfrak{M}_C}, \bar{a})$  et le test de Tarski est ainsi vérifié.  $\square$

Soit  $T$  une théorie complète et  $p$  un type de  $S(T)$ . On dira qu'un modèle de  $T$  omet  $p$  s'il ne réalise pas  $p$ . Rappelons que  $p$  est dit isolé s'il existe une formule  $\phi \in p$  tel que  $p$  est l'unique type de  $S(T)$  contenant  $\phi$ . Si de plus on suppose le langage fini ou dénombrable, on a le résultat suivant concernant les types non isolés.

**Théorème 7.24** (Omission des types). *Soit  $T$  une théorie complète sur un langage  $L$  fini ou dénombrable et  $p$  un type de  $S(T)$ . Alors il existe un modèle  $\mathfrak{M}$  qui omet  $p$  si et seulement si  $p$  n'est pas isolé.*

*Démonstration.* Considérons tout d'abord un type  $p \in S_n(T)$  isolé par la formule  $\phi(\bar{x})$ . Soit  $\mathfrak{M}$  un modèle de  $T$ . Il existe alors une extension élémentaire  $\mathfrak{N}$  de  $\mathfrak{M}$  et  $\bar{b} \in N^n$  tel que  $p = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{b})$ . On a  $\mathfrak{N} \models \exists \bar{x} \phi(\bar{x})$ . Donc il existe  $\bar{a} \in M^n$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi(\bar{a})$ . Mais comme  $\phi$  isole  $p$ , il suit que  $p = \text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a})$ .

Réciproquement, soit  $p \in S_n(T)$  non isolé. Considérons une famille  $C = \{c_i : i \in \omega\}$  de nouvelles constantes. Nous allons construire une  $L \cup C$ -structure vérifiant la propriété du lemme 7.23 et telle que la sous-structure élémentaire formée des points de  $C$  omet  $p$ . Pour cela choisissons une énumération  $\{\phi_i(x) : i < \omega\}$  des formules de  $L \cup C$  à une variable libre et  $\{\bar{a}_i : i < \omega\}$  une énumération des  $n$ -uples de  $C$ . Posons  $\Sigma_0 = \emptyset$  et construisons par récurrence une suite croissante d'ensembles finis  $\Sigma_n$  d'énoncés de  $L \cup C$  consistant avec  $T$  de la façon suivante :

- Si  $n = 2m$ , prenons  $i$  minimal tel que  $c_i$  ne figure ni dans  $\Sigma_n$ , ni dans  $\phi_m(x)$ . Posons alors

$$\Sigma_{n+1} = \Sigma_n \cup \{\exists x \phi_m(x) \rightarrow \phi_m(c_i)\}.$$

Comme  $T \cup \Sigma_n$  est consistant et qu'il n'y a aucune occurrence de  $c_i$  ni dans  $\Sigma_n$ , ni dans  $\phi_m(x)$ , il suit que  $T \cup \Sigma_{n+1}$  a un modèle.

- Si  $n = 2m + 1$ , soit  $\theta(\bar{c})$  la conjonction des énoncés dans  $\Sigma_n$ . On considère alors l'uple  $\bar{a}_m$  et on peut alors supposer que  $\theta(\bar{c}) = \theta(\bar{a}_m, \bar{b})$  avec  $\bar{a}_m \cap \bar{b} = \emptyset$  et  $\theta(\bar{x}, \bar{y})$  formule de  $L$ . Comme  $T \cup \Sigma_n$  est consistant et la formule  $\exists \bar{y} \theta(\bar{x}, \bar{y})$  n'isole pas  $p$ , il existe un modèle  $\mathfrak{M}$  de  $T$  et  $\bar{a} \in M^n$  tels que  $\mathfrak{M} \models \exists \bar{y} \theta(\bar{a}, \bar{y})$  et  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) \neq p$ . Choisissons  $\psi_m(\bar{x}) \in \text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) \setminus p$  et posons

$$\Sigma_{n+1} = \Sigma_n \cup \{\psi_m(\bar{a}_m)\}.$$

Par ce qui précède  $\Sigma_{n+1} \cup T$  est consistant.

La famille  $\Sigma_n$  étant construite, par compacité il existe un modèle  $\mathfrak{M}_C$  de  $T \cup \bigcup_n \Sigma_n$ . Alors par le lemme 7.23,  $C^{\mathfrak{M}_C}$  est une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{M}$ , c'est donc un modèle de  $T$ . De plus un  $n$ -uple de  $C^{\mathfrak{M}_C}$  est de la forme  $\bar{a}_m$ , il satisfait donc une formule  $\psi_m(\bar{a}_m)$  et ne peut donc réaliser  $p$ .  $\square$

Le théorème précédent est également vérifié pour des types au-dessus d'un ensemble fini ou dénombrable de paramètres ; Si  $A$  est un tel ensemble de paramètres dans un modèle  $\mathfrak{M}$  de  $T$ , on applique le théorème aux types de  $S(\text{Th}(\mathfrak{M}, A))$ .

Par ailleurs en reprenant la démonstration on peut montrer qu'il est possible d'omettre une famille dénombrable de types non isolés. On peut faire un peu mieux. Remarquons que si  $p \in S_n(T)$  alors le singleton  $\{p\}$  est un fermé de  $S_n(T)$ . De plus  $p$  est non isolé si et seulement si  $\{p\}$  est d'intérieur vide. Soit pour chaque  $n > 0$ , une partie  $X_n$  de  $S_n(T)$  qui est (contenue dans) une réunion au plus dénombrable de fermés d'intérieur vide (c'est-à-dire une partie dite *maigre* de  $S_n(T)$ ). Alors on peut montrer qu'il existe un modèle de  $T$  qui omet tous les types appartenant à  $\bigcup_n X_n$  (voir preuve en annexe).

## 7.5 Théories $\aleph_0$ -catégoriques

Nous donnons dans cette partie une démonstration du théorème de Ryll-Nardzewski, Svenonius, Engeler caractérisant les théories  $\aleph_0$ -catégoriques en termes de types.

**Lemme 7.25.** *Soit  $T$  une théorie complète telle que tous les types de  $S(T)$  sont isolés. Alors tout modèle de  $T$  est  $\omega$ -saturé.*

*Démonstration.* Soit  $\mathfrak{M}$  un modèle de  $T$  et  $\bar{a}$  un uple fini de  $M$ . Soit  $p$  un 1-type sur  $\bar{a}$ . Soit  $\mathfrak{N}$  une extension élémentaire réalisant  $p$ . Soit  $b \in N$  tel que  $p = \text{tp}_N(b/\bar{a})$ . Soit  $\phi(x, \bar{y})$  isolant  $\text{tp}_N(b\bar{a})$ . Alors la formule  $\phi(x, \bar{a})$  isole  $p$  dans  $S_1(\text{Th}(\mathfrak{M}, A))$ . Comme  $\mathfrak{M}$  est sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{N}$  il existe  $d \in M$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi(d, \bar{a})$  mais alors  $d$  réalise  $p$  dans  $\mathfrak{M}$ .  $\square$

**Théorème 7.26** (Ryll-Nardzewski, Svenonius, Engeler). *Soit  $T$  une théorie complète sur un langage  $L$  fini ou dénombrable. Les conditions suivantes sont équivalentes.*

1.  $T$  est  $\aleph_0$ -catégorique.
2. Pour chaque  $\bar{x} = (x_1, \dots, x_n)$ , il n'y a qu'un nombre fini de formules inéquivalentes modulo  $T$  à  $n$  variables libres  $\bar{x}$ .
3.  $S_n(T)$  est fini pour chaque  $0 < n < \omega$ .

*De plus tout modèle de  $T$  est  $\omega$ -saturé.*

*Démonstration.* 2 implique 3 est évident.

3 implique 2 et 1 : si  $S_n(T) = \{p_1, \dots, p_k\}$  alors chaque type  $p_i$  de  $S_n(T)$  est isolé par une formule  $\phi_i(\bar{x})$ . Maintenant toute formule  $\psi(\bar{x})$  est équivalente à une combinaison booléenne des  $\phi_i$  déterminé par l'appartenance ou non de  $\psi$  à  $p_i$  pour chaque  $i$ .

De plus comme tout type de  $S(T)$  est alors isolé alors d'après le lemme précédent tout modèle de  $T$  est  $\omega$ -saturé et il n'y a donc qu'un seul modèle dénombrable à isomorphisme près.

1 implique 3 : supposons  $T$   $\aleph_0$ -catégorique. Comme tout type peut être réalisé dans un (ici le) modèle dénombrable, par le théorème d'omission des types, tout type est isolé. Soit  $n > 0$  et pour chaque  $p \in S_n(T)$  une formule  $\phi_p(\bar{x})$  isolant  $p$ . Si  $S_n(T)$  est infini alors par compacité, l'ensemble  $\{\neg\phi_p(\bar{x})\}$  serait consistant, c'est-à-dire il existerait un modèle  $\mathfrak{M}$  de  $T$  et  $\bar{a} \in M^n$  tel que  $\mathfrak{M} \models \neg\phi_p(\bar{a})$  pour tout  $p \in S_n(T)$ . Mais alors le type  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a})$  ne pourrait être égal à aucun des  $p \in S_n(T)$  !  $\square$

# Chapitre 8

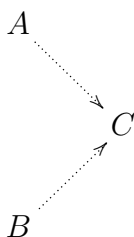
## Limites de Fraïssé

Nous terminons ce cours par une introduction à la méthode d'amalgamation de Fraïssé. Il s'agit de construire à partir d'une classe dénombrable de structures finiment engendrées, une structure dénombrable contenant (via des plongements) toutes les structures de cette classe. Nous nous limiterons ici au cas où le langage est fini et relationnel et on obtiendra alors des théories  $\aleph_0$ -catégoriques.

On considère pour toute la suite un langage  $L$  fini constitué uniquement de relations et une classe non vide  $\mathcal{K}$  de  $L$ -structures finies. On supposera la classe  $\mathcal{K}$  close par isomorphismes. Notons tout d'abord que comme le langage est fini, il n'y a à isomorphisme près qu'un nombre dénombrable de  $L$ -structures finies. Donc la classe  $\mathcal{K}$  ne contient à isomorphisme près qu'un nombre fini ou dénombrable de  $L$ -structures.

**Définition 8.1.** On dit que la classe  $\mathcal{K}$  a

1. la *propriété d'hérédité* si pour tout  $A \in \mathcal{K}$  et  $B \subseteq A$  alors  $B \in \mathcal{K}$ ,
2. la *propriété de plongement commun* si pour tout  $A, B \in \mathcal{K}$  il existe  $C \in \mathcal{K}$  tel que  $A$  et  $B$  se plongent dans  $C$  :

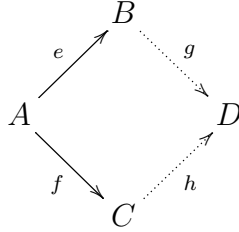


**Théorème 8.2.** Soit  $L$  un langage relationnel fini et  $\mathcal{K}$  une classe non vide de  $L$ -structures finies, close par isomorphismes. Alors  $\mathcal{K}$  a les propriétés d'hérédité et de plongement commun si et seulement s'il existe une  $L$ -structure finie ou dénombrable  $\mathfrak{M}$  telle que  $\mathcal{K}$  est exactement la classe des  $L$ -structures finies qui se plongent dans  $\mathfrak{M}$ .

*Démonstration.* La réciproque est évidente (pour la propriété de plongement commun, il suffit de considérer l'union des deux structures plongées dans  $\mathfrak{M}$ ). Montrons l'implication : considérons une énumération  $(A_i)_{i < \omega}$  (à isomorphisme près) de toutes les

structures dans  $\mathcal{K}$ . On définit alors par récurrence une chaîne  $(B_i)_{i < \omega}$  de structures dans  $\mathcal{K}$  de la façon suivante : on pose  $B_0 = A_0$  et  $B_i$  étant choisi on considère en utilisant la propriété de plongement commun,  $C \in \mathcal{K}$  tel que  $B_i$  et  $A_{i+1}$  se plongent dans  $C$  et on choisit pour  $B_{i+1}$  une copie isomorphe de  $C$  contenant  $B_i$ . On prend alors pour  $\mathfrak{M}$  l'union  $\bigcup_{i < \omega} B_i$ . Alors  $\mathfrak{M}$  est fini ou dénombrable et par construction toute structure dans  $\mathcal{K}$  se plonge dans  $\mathfrak{M}$ . De plus si  $A$  est une sous-structure finie  $\mathfrak{M}$  alors  $A$  est une sous-structure de l'un des  $B_i$  et donc par la propriété d'hérédité  $A$  est une sous-structure dans  $\mathcal{K}$ .  $\square$

**Définition 8.3.** On dit que la classe  $\mathcal{K}$  a la propriété d'amalgamation si pour tout  $A, B, C$  dans  $\mathcal{K}$  avec des plongements  $e : A \rightarrow B$  et  $f : A \rightarrow C$ , alors il existe  $D$  dans  $\mathcal{K}$  et des plongements  $g : B \rightarrow D$  et  $h : C \rightarrow D$  tels que  $g \circ e = h \circ f$  :



**Exemple 8.4.** La classe des ordres linéaires finis a les propriétés d'hérédité, de plongement commun et d'amalgamation.

Notons que comme on suppose qu'une structure est toujours non-vidue, a priori les propriétés d'amalgamation et d'hérédité n'impliquent pas celle de plongement commun.

**Définition 8.5.** On dit qu'une  $L$ -structure  $\mathfrak{M}$  est *ultrahomogène* si tout isomorphisme entre deux sous-structures finies<sup>1</sup> se prolonge en un automorphisme de  $\mathfrak{M}$ .

**Remarque.** Dans le cas où  $\mathfrak{M}$  est finie ou dénombrable, il suffit de montrer que tout isomorphisme local  $f^2$  est un  $\infty$ -isomorphisme pour conclure que  $\mathfrak{M}$  est ultrahomogène : en effet on peut alors par va-et-vient infini prolonger  $f$  en un automorphisme.

**Exemple 8.6.** La structure  $\langle \mathbb{Q}, < \rangle$  est ultrahomogène. Plus généralement toute structure dénombrable et  $\omega$ -saturée dont la théorie élimine les quanteurs est ultrahomogène.

**Théorème 8.7** (Limite de Fraïssé). *Soit  $L$  un langage relationnel fini et  $\mathcal{K}$  une classe non vide de  $L$ -structures finies, close par isomorphismes, et qui a les propriétés d'hérédité, de plongement commun et d'amalgamation. Alors il existe une unique  $L$ -structure  $\mathfrak{M}$  à isomorphisme près, appelée limite de Fraïssé de  $\mathcal{K}$ , telle que*

- $\mathfrak{M}$  est finie ou dénombrable,
- $\mathcal{K}$  est exactement la classe des  $L$ -structures finies qui se plongent dans  $\mathfrak{M}$ ,
- $\mathfrak{M}$  est ultrahomogène.

---

1. plus généralement finiment engendrées si on ne suppose pas que  $L$  est relationnel  
 2. isomorphisme entre deux sous-structures finiment engendrées

*Démonstration.* Construisons une telle structure  $\mathfrak{M}$ . Considérons pour cela une énumération à isomorphisme près  $(A_i, B_i)_{i < \omega}$  de couples de structures dans  $\mathcal{K}$  tels que  $A_i \subseteq B_i$  avec  $|B_i \setminus A_i| \leq 1$  (c.à.d.  $B_i = A_i$  ou  $B_i = A_i \cup \{b_i\}$ ). On construit alors par induction une chaîne  $(D_j)_{j < \omega}$  de structures dans  $\mathcal{K}$  telle que pour chaque  $j$ ,  $D_j$  contient  $A_j$  et pour tout  $i$ , tout plongement  $f : A_i \rightarrow D_j$  se prolonge en un plongement  $g : B_i \rightarrow D_{j+1}$  :

$$\begin{array}{ccc} A_i & \subseteq & B_i \\ f \downarrow & & \downarrow g \\ D_j & \subseteq & D_{j+1} \end{array}$$

Pour cela, on pose  $D_0 = A_0$ . Si  $D_j$  est construit, on choisit une énumération  $(f_k, A_{i_k}, B_{i_k})_{k < l}$  des triplets  $(f, A, B)$  où  $f$  est un plongement de  $A$  dans  $D_j$  et  $(A, B)$  est l'un des couples  $(A_i, B_i)$  (il y a un nombre fini de tels triplets car  $D_j$  est fini et  $L$  est fini). En utilisant la propriété de plongement commun et  $l$  fois la propriété d'amalgamation, on construit  $D_{j+1}$  dans  $\mathcal{K}$  contenant  $A_{j+1}$  et prolongeant chacun des  $f_k$  à  $B_{i_k}$ . Soit  $\mathfrak{M}$  l'union des  $D_j$ . Alors  $\mathfrak{M}$  est finie ou dénombrable,  $\mathfrak{M}$  contient chaque  $A_i$  qui est une énumération à isomorphisme près des structures de  $\mathcal{K}$ . Par propriété d'hérédité, toute sous-structure finie de  $\mathfrak{M}$  est dans  $\mathcal{K}$ . Enfin si  $\sigma : A \rightarrow A'$  est un isomorphisme local et  $b \in M$ , alors on peut considérer  $B' = A' \cup \{b'\}$  une  $L$ -structure isomorphe à  $A \cup \{b\}$ . Comme  $A' \subseteq D_j$  pour un  $j$ , on peut supposer, par construction, que  $b' \in D_{j+1} \subseteq M$ . Ainsi on prolonge l'isomorphisme local  $\sigma$  en envoyant  $b$  sur  $b'$ . Il suit que tout isomorphisme local de  $\mathfrak{M}$  est un  $\infty$ -isomorphisme et donc que  $\mathfrak{M}$  est ultrahomogène car  $\mathfrak{M}$  est finie ou dénombrable.

Vérifions pour terminer l'unicité : soit  $\mathfrak{M}'$  ayant les mêmes propriétés que  $\mathfrak{M}$ . Soit  $\sigma : A \rightarrow A'$  un isomorphisme local de  $\mathfrak{M}$  vers  $\mathfrak{M}'$ . Soit  $b \in M$ . Il existe une copie de  $A \cup \{b\}$  dans  $\mathfrak{M}'$  (car toute structure dans  $\mathcal{K}$  a une copie dans  $\mathfrak{M}'$ ). On a donc un isomorphisme local  $\tau : A \cup \{b\} \rightarrow B'$  de  $\mathfrak{M}$  vers  $\mathfrak{M}'$ . Mais alors par ultrahomogénéité de  $\mathfrak{M}'$ , l'isomorphisme local  $\tau \circ \sigma^{-1} : A' \rightarrow \tau(A)$  se prolonge en un automorphisme  $\pi$  de  $\mathfrak{M}'$  et  $\pi^{-1} \circ \tau$  prolonge  $\sigma$  à  $b$ .

$$\begin{array}{ccc} A & \subset & A \cup \{b\} \\ \sigma \downarrow & & \downarrow \tau \\ A' & \xrightarrow{\tau \circ \sigma^{-1}} & B' \\ \uparrow & & \uparrow \\ \mathfrak{M}' & \xrightarrow{\pi} & \mathfrak{M}' \end{array}$$

Les structures  $\mathfrak{M}$  et  $\mathfrak{M}'$  sont donc  $\infty$ -isomorphes et comme elles sont finies ou dénombrables, elles sont isomorphes. □

Comme on a supposé  $L$  fini et relationnel, pour toute  $L$ -structure finie  $A$  et  $\bar{a}$  une énumération de  $A$  il existe une formule  $\phi_{\bar{a}}(\bar{x})$  caractérisant  $A$  à isomorphisme près (c'est-à-dire dans toute  $L$ -structure, tout uple  $\bar{b}$  satisfait  $\phi_{\bar{a}}$  si et seulement si l'application

qui envoie  $\bar{a}$  sur  $\bar{b}$  est un  $L$ -isomorphisme ; ou en d'autres termes  $\phi_{\bar{a}}$  décrit le type de  $\bar{a}$ ). Enfin pour chaque  $n > 0$ , notons  $\theta_n(\bar{x})$  une formule qui est satisfaite par un  $n$ -uplet  $\bar{a}$  si et seulement si  $\bar{a}$  décrit une  $L$ -structure finie dans  $\mathcal{K}$  (une telle formule existe car il n'y a qu'un nombre fini à isomorphisme près de  $L$ -structures finies de taille  $n$ ).

**Théorème 8.8.** *Soit  $L$  un langage relationnel fini et  $\mathcal{K}$  une classe non vide de  $L$ -structures finies, close par isomorphismes, et qui a les propriétés d'hérédité, de plongement commun et d'amalgamation. Notons  $\mathfrak{M}$  la limite de Fraïssé de  $\mathcal{K}$  et  $T$  la théorie de  $\mathfrak{M}$ . Alors  $T$  est axiomatisée par :*

1.  $\forall \bar{x} \theta_n(\bar{x})$  pour chaque  $n > 0$  ;
2.  $\forall \bar{x} \phi_{\bar{a}}(\bar{x}) \rightarrow \exists y \phi_{\bar{a}b}(\bar{x}y)$  pour une énumération à isomorphismes près des couples de structures  $(A, A \cup \{b\})$  de  $\mathcal{K}$  décrites respectivement par des uplets  $\bar{a}$  et  $\bar{a}b$ .

De plus,  $\mathfrak{M}$  est l'unique modèle fini ou dénombrable de  $T$  (c.à.d.  $T$  est  $\aleph_0$ -catégorique si  $\mathfrak{M}$  est infini) et  $T$  élimine les quantificateurs.

*Démonstration.* La limite de Fraïssé de  $\mathcal{K}$  satisfait le premier schéma d'axiomes car  $\mathcal{K}$  est exactement la classe des  $L$ -structures finies qui se plongent dans  $\mathfrak{M}$ . Par ailleurs par construction de la limite de Fraïssé de  $\mathcal{K}$  (ou par ultrahomogénéité), pour tout couple de structures  $(A, A \cup \{b\})$  de  $\mathcal{K}$  décrites respectivement par des uplets  $\bar{a}$  et  $\bar{a}b$  et tout  $\bar{c} \in M$  satisfaisant  $\phi_{\bar{a}}(\bar{x})$ , l'application qui à  $\bar{a}$  associe  $\bar{c}$  est un plongement qui se prolonge à  $b$  et donc il existe  $d \in M$  tel que  $\mathfrak{M} \models \phi_{\bar{a}b}(\bar{c}d)$ .

Inversement, un modèle fini ou dénombrable des deux schémas d'axiomes ci-dessus vérifie les conditions du théorème précédent décrivant la limite de Fraïssé de  $\mathcal{K}$ . Par conséquent ceci donne une axiomatisation de  $T$  et si  $\mathfrak{M}$  est infini, par unicité de  $\mathfrak{M}$ , la théorie  $T$  est  $\aleph_0$ -catégorique. Enfin par le second schéma d'axiomes, tout isomorphisme local entre des modèles de  $T$  est un  $\infty$ -isomorphisme donc  $T$  élimine les quantificateurs.  $\square$

**Exemple 8.9** (Le graphe aléatoire). Rappelons qu'un graphe est un ensemble (de sommets) muni d'une relation binaire symétrique et antiréflexive. Les paires d'éléments satisfaisant la relation sont appelés arêtes du graphe. Un graphe peut donc être vu comme une structure sur le langage  $L = \{R\}$  où  $R$  est une relation binaire.

On considère  $\mathcal{K}$  la classe de tous les graphes finis. On vérifie facilement que  $\mathcal{K}$  vérifie les propriétés d'hérédité, de plongement commun et d'amalgamation. La limite de Fraïssé de  $\mathcal{K}$  est connu sous le nom de *graphe aléatoire*. Par ce qui précède sa théorie est  $\aleph_0$ -catégorique, élimine les quantificateurs et est axiomatisée par le schéma d'axiomes suivant :

$$\forall x_1 \dots x_n \forall y_1 \dots y_k \left( \bigwedge_{i,j} x_i \neq y_j \right) \rightarrow \exists z \left( \bigwedge_i R(z, x_i) \wedge \bigwedge_j \neg R(z, y_j) \right)$$

pour tout  $n, k \leq 1$ .

En d'autres termes, le graphe aléatoire est l'unique graphe dénombrable  $G$  tel que pour tous sous-graphes finis disjoints  $A$  et  $B$  il existe un sommet de  $G$  qui a une arête avec chaque sommet de  $A$  mais aucune avec les sommets de  $B$ .

Enfin si on construit un graphe à partir d'un ensemble dénombrable de sommets en choisissant de manière indépendante et avec probabilité  $1/2$  de mettre ou non une arête entre deux sommets on obtient avec probabilité 1 le graphe aléatoire ci-dessus. (Notons qu'on obtient le même résultat en remplaçant  $1/2$  par une probabilité  $p$  pour  $0 < p < 1$ .)





# Chapitre 9

## Annexe : point de vue topologique

### 9.1 Espace des types

Fixons une théorie complète  $T$  et un entier  $n$ . Rappelons que l'espace topologique des  $n$ -types est l'ensemble  $S_n(T)$  des théories complètes dans le langage  $L \cup \{x_1, \dots, x_n\}$  contenant  $T$ . Rappelons que la topologie est donnée par la base d'ouverts-fermés de la forme  $\langle \phi(\bar{x}) \rangle$  (ensemble des types contenant  $\phi(\bar{x})$ ).

**Propriétés 9.1.**  $S_n(T)$  est un espace topologique compact. En effet, il est séparé car deux types  $p$  et  $q$  distincts sont contenus dans ouverts-fermés disjoints (il suffit de considérer  $\langle \phi(\bar{x}) \rangle$  et  $\langle \neg\phi(\bar{x}) \rangle$  pour une formule  $\phi(\bar{x}) \in p \setminus q$ ); on dit que c'est un espace totalement discontinu. La compacité correspond alors au théorème de compacité.

On appelle algèbre sur un ensemble  $X$  une famille non vide de parties de  $X$  stable par union et complémentaire.

**Proposition 9.2.** Si  $X$  est un espace compact (totalement discontinu) et  $\mathcal{A}$  une algèbre constituée d'ouverts-fermés de  $X$  tel que deux éléments  $a$  et  $b$  de  $X$  sont égaux dès qu'ils appartiennent aux mêmes éléments de  $\mathcal{A}$ , alors tout ouvert-fermé de  $X$  est un élément de  $\mathcal{A}$ .

*Démonstration.* Soit  $U$  un ouvert-fermé non vide de  $X$ . Considérons  $a \in U$  et

$$\mathcal{F} = \{A \cap (X \setminus U) : a \in A, A \in \mathcal{A}\}.$$

L'hypothèse sur  $\mathcal{A}$  entraîne que l'intersection des éléments de  $\mathcal{A}$  contenant  $a$  est réduite au singleton  $\{a\}$ . Ainsi, l'intersection des éléments de  $\mathcal{F}$  est donc une intersection vide de fermés et par compacité, il existe une sous-intersection finie vide, et donc un élément  $A \in \mathcal{A}$  tel que  $a \in A \subset U$ .

On a donc montré que  $U$  est une réunion d'éléments de  $\mathcal{A}$ , qui à nouveau par compacité est une réunion finie et donc un élément de  $\mathcal{A}$ .  $\square$

On retrouve ainsi le théorème d'élimination des quantificateurs :

**Corollaire 9.3** (Elimination des quantificateurs). Soit  $T$  une théorie et  $\Phi$  un ensemble non vide de formules de  $L$  tels que pour tout entier  $n > 0$ , deux  $n$ -uples extraits de modèles de  $T$  ont même types dès qu'ils satisfont les mêmes formules de  $\Phi$ . Alors pour toute formule  $\psi(\bar{x})$  de  $L$  il existe une combinaison booléenne  $\phi(\bar{x})$  d'éléments de  $\Phi$  telle que

$$T \vdash \forall \bar{x} (\psi(\bar{x}) \leftrightarrow \phi(\bar{x})).$$

En particulier si pour tout  $n > 0$ , tout  $\mathfrak{M} \models T$ , tout  $\mathfrak{N} \models T$ , tout  $\bar{a} \in M^n$  et tout  $\bar{b} \in N^n$  on a  $\text{tps}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tps}_{\mathfrak{N}}(\bar{b})$  implique que  $\text{tp}_{\mathfrak{M}}(\bar{a}) = \text{tp}_{\mathfrak{N}}(\bar{b})$  alors  $T$  élimine les quantificateurs.

*Démonstration.* On considère l'algèbre  $\mathcal{A}$  engendrée par les ouverts-fermés  $\langle \phi(\bar{x}) \rangle$  pour  $\phi(\bar{x}) \in \Phi$ . Soit  $\psi(\bar{x})$  une formule. Par ce qui précède  $\langle \psi(\bar{x}) \rangle$  est dans  $\mathcal{A}$ , donc il existe une combinaison booléenne finie  $\tilde{\phi}(\bar{x})$  d'éléments de  $\Phi$  telle que  $\langle \psi(\bar{x}) \rangle = \langle \tilde{\phi}(\bar{x}) \rangle$ , ce qui signifie que pour tout modèle  $\mathfrak{M}$  de  $T$  et tout  $\bar{a} \in M^n$ , on a

$$M \models \psi(\bar{a}) \text{ ssi } M \models \tilde{\phi}(\bar{a}),$$

et donc

$$T \vdash \forall \bar{x} (\psi(\bar{x}) \leftrightarrow \phi(\bar{x})).$$

□

## 9.2 Le théorème d'omission des types

Notons que si  $p$  est un type de  $S_n(T)$  non isolé alors  $\{p\}$  est un fermé de  $S_n(T)$  d'intérieur vide (ou encore dont le complémentaire est un ouvert dense). Un tel singleton est ce qu'on appelle un *ensemble maigre*. On dit qu'une partie  $A$  d'un espace topologique est maigre si elle incluse dans une union dénombrable de fermés d'intérieurs vides.

Énonçons maintenant le théorème d'omission des types en toutes généralités :

**Théorème 9.4** (Omission des types). *Soit  $T$  une théorie complète sur un langage  $L$  fini ou dénombrable. Étant donnée pour chaque  $n \in \mathbb{N}$ , une partie maigre  $A_n$  de  $S_n(T)$ , il existe un modèle  $\mathfrak{M}$  (dénombrable) de  $T$  qui omet tous les types de  $\bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n$ .*

La preuve topologique du théorème d'omission des types va utiliser plusieurs résultats intermédiaires, et tout d'abord un cas particulier du théorème de Baire sur l'espace compact suivant : on note  $L'$  le langage  $L$  auquel l'on a ajouté un ensemble dénombrable  $C$  de nouvelles constantes, et on considère  $S$  l'ensemble des  $L'$ -théories complètes contenant  $T$ . L'espace  $S$  est compact car fermé dans l'espace de toutes les  $L'$ -théories complètes.

**Lemme 9.5.** *Soit  $(O_i)_{i \in \mathbb{N}}$  une famille dénombrable d'ouverts denses dans  $S$ . Alors  $\bigcap_{i \in \mathbb{N}} O_i$  n'est pas vide.*

*Preuve en exercice.* Montrer par récurrence, qu'il existe une suite décroissante d'ouverts fermés non vides  $\langle \theta_i \rangle \cap S$ , tel que pour tout  $i \in \mathbb{N}$ , on ait  $\langle \theta_i \rangle \cap S \subseteq O_i$ . Conclure en utilisant la compacité de  $S$ . □

**Remarque.** Le théorème de Baire dit que dans un espace métrique complet une intersection dénombrable d'ouverts denses reste dense. Comme le langage  $L'$  est dénombrable, l'espace topologique  $S$  est métrisable et le lemme précédent est également un corollaire du théorème de Baire.

**Lemme 9.6.** *Soit  $\varphi(x)$  une formule de  $L'$ . Alors,*

$$O(\varphi) = \{T' \in S : \text{il existe } c \in C \text{ tel que } (\exists x \varphi(x) \rightarrow \varphi(c)) \in T'\}$$

*est un ouvert dense de  $S$ .*

*Preuve en exercice.* □

Pour  $(c_1, \dots, c_n) \in C^n$ , on définit l'application  $\alpha_{c_1, \dots, c_n}$  de  $S$  dans  $S_n(T)$  par

$$\alpha_{c_1, \dots, c_n}(T') = \{\varphi(x_1, \dots, x_n) \in L : \varphi(c_1, \dots, c_n) \in T'\}.$$

**Lemme 9.7.** *Chaque application  $\alpha_{c_1, \dots, c_n}$  est continue et de plus si  $U$  est un ouvert dense de  $S_n(T)$ , alors  $\alpha_{c_1, \dots, c_n}^{-1}(U)$  est dense dans  $S$ .*

*Preuve en exercice.* □

*Démonstration du théorème 9.4 (omission des types).* Pour chaque  $n \in \mathbb{N}$ , la partie maigre  $A_n$  est incluse dans une union dénombrable de fermés d'intérieurs vides et donc de manière équivalente son complémentaire  $S_n(T) \setminus A_n$  contient une intersection dénombrable d'ouverts denses. Par le lemme 9.7, il suit que pour  $(c_1, \dots, c_n) \in C^n$ , l'ensemble  $\alpha_{c_1, \dots, c_n}^{-1}(S_n(T) \setminus A_n)$  contient une intersection dénombrable d'ouverts denses de  $S$ . Ainsi, l'intersection dénombrable

$$X = \bigcap \{\alpha_{c_1, \dots, c_n}^{-1}(S_n(T) \setminus A_n) : n \in \mathbb{N}, (c_1, \dots, c_n) \in C^n\}$$

contient une intersection dénombrable d'ouverts denses de  $S$ . Notons par ailleurs que d'après le lemme 9.6, l'intersection dénombrable

$$Y = \bigcap \{O(\varphi) : \varphi(x) \in L'\}$$

est une intersection d'ouverts denses de  $S$ . On en déduit par le lemme 9.5 que  $X \cap Y$  est non vide. Soit  $T' \in X \cap Y$  et  $\mathfrak{M}'_1$  un modèle de  $T'$ . Alors  $\{c^{\mathfrak{M}'_1} : c \in C\}$  forme une sous-structure élémentaire  $\mathfrak{M}'_2$  de  $\mathfrak{M}'_1$  par le test de Tarski car  $T' \in Y$  (voir lemme 7.23). Ainsi,  $\mathfrak{M}_2$  la restriction de  $\mathfrak{M}'_2$  au langage  $L$  est également une sous-structure élémentaire de  $\mathfrak{M}_1$  la restriction de  $\mathfrak{M}'_1$ . En particulier,  $\mathfrak{M}_2$  est un modèle de  $T$ . Enfin, tout  $n$ -uplet de  $\mathfrak{M}_2$  est de la forme  $(c_1^{\mathfrak{M}'_1}, \dots, c_n^{\mathfrak{M}'_1})$  et on a  $\text{tp}_{\mathfrak{M}_2}(c_1^{\mathfrak{M}'_1}, \dots, c_n^{\mathfrak{M}'_1}) = \alpha_{c_1, \dots, c_n}(T') \notin A_n$  car  $T' \in X$ . Le modèle  $\mathfrak{M}_2$  de  $T$  omet donc tout les types de  $\bigcup_{n \in \mathbb{N}} A_n$ . □



# Bibliographie

- [Ho] W. Hodges. *A shorter Model Theory*. Cambridge, 1997.
- [Po] B. Poizat. *Un cours de théorie des modèles*. Nur al-Mantiq wal-Ma'rifah, Villeurbanne, 1985.
- [TZ] K. Tent et M. Ziegler. *A course in Model Theory*. Lecture Note in Logic 40, ASL, Cambridge 2012.