Chapitre 4

Programmation logique

La *programmation logique* a été introduite au début des années 70 par les équipes d'Alain Colmerauer (Marseille) et de Bob Kowalski (Edinburgh). Il s'agit d'un formalisme de programmation radicalement différent de la programmation classique (impérative, fonctionnelle) : L'idée de base est celle de la *programmation déclarative*, qu'on peut résumer avec les mots de Bob Kowalski comme :

Programmation = Logique + Contrôle

Ce qui veut dire : Un programme consiste en une spécification du problème dans un langage logique. L'exécution du programme est un mécanisme de déduction, qui utilise un contrôle particulier pour la rendre suffisamment efficace.

En particulier dans la programmation logique,

- Le langage logique consiste des clauses de Horn du premier ordre.
- Le mécanisme de déduction est la résolution.
- Le contrôle utilisé est la stratégie SLD qui sera expliquée plus tard dans ce chapitre.

Nous donnons d'abord dans la Section 4.1 une introduction à la théorie de la programmation logique. Puis nous présenterons dans la section 4.2 le langage Prolog, qui est le langage prototypique de la programmation logique. Finalement nous reviendrons aux aspects théoriques de la programmation logique et discuterons dans la Section 4.3 la négation dans la programmation logique.

4.1 La programmation logique pure

4.1.1 Syntaxe et sémantique dénotationnelle

Definition 4.1.1 *Une* clause définie *(angl. : definite clause) (aussi appelée* clause universelle de Horn stricte*, ou encore* clause de programme*) est une formule universelle close de la forme*

$$\forall \bar{x}(A \vee \neg B_1 \vee \ldots \vee \neg B_n)$$

où $n \geq 0$, $A, B_1, \ldots, B_n$ sont des atomes, et $\bar{x} = Var(A) \cup \bigcup_{i=1}^{n} Var(B_i)$.

Un programme logique *est un ensemble fini de clauses définies. Nous disons que P est un $\mathcal{F}, \mathcal{P}$-programme logique quand $\mathcal{F}$ est l'ensemble des symboles de*

fonctions qui apparaissent en P, et $\mathcal{P}$ est l'ensemble des symboles de prédicat qui apparaissent en P.

Traditionnellement, on n'écrit pas les quantificateurs (de toute façon, toutes les variables sont universellement quantifiées), et on écrit la clause en forme d'une implication où la virgule dénote la conjonction. Par exemple, la clause définie

$$\forall x, y, z((P(f(x), y) \vee \neg Q(x, g(y)) \vee \neg R(y, h(z)))$$

est notée comme

$$P(f(x), y) \leftarrow Q(x, g(y)), R(y, h(z))$$

On dit aussi que $P(f(x), y)$ est la *tête* de la clause, et $Q(x, g(y)), R(y, h(z))$ son *corps*.

Par le théorème **??**, tout programme logique possède un modèle de Herbrand le plus petit.

Definition 4.1.2 *Soit P un $\mathcal{F}, \mathcal{P}$-programme logique. On suppose que $\mathcal{F}$ contient une constante, sinon on ajoute à $\mathcal{F}$ une constante a. La* sémantique *de P est son $\mathcal{F}, \mathcal{P}$-modèle de Herbrand le plus petit $\mathcal{M}_P$.*

Exemple 4.1.1 Soit le programme logique suivant :

$$\begin{array}{rcl} P(0, y, y) & & \\ P(s(x), y, s(z)) & \leftarrow & P(x, y, z) \end{array}$$

Sa sémantique est $\{P(s^n(0), s^m(0), s^{n+m}(0) | n, m \geq 0\}$.

Remarquons que, par conséquence de l'exercice 110, la sémantique $\mathcal{M}_P$ d'un programme logique est récursivement énumérable.

Definition 4.1.3 *Une* requête *(angl. :* query*) est une formule de la forme*

$$\exists \bar{x}(A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)$$

où les A_i sont des atomes, et $\bar{x} = \bigcup_{i=1}^{n} Var(A_i)$.

Une clause de but *(angl. :* goal clause*), aussi appelée* clause universelle négative*, est une formule de la forme*

$$\forall \bar{x}(\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)$$

où les A_i sont des atomes, et $\bar{x} = \bigcup_{i=1}^{n} Var(A_i)$

Évidemment, chaque requête est équivalente à la négation d'une clause de but, et inverse. Toute clause universelle de Horn est soit une clause définie, soit une clause de but.

On s'intéresse à la question :

> Étant donné un programme logique P et une requête R, est-ce que $P \models R$?

Cette question est équivalente à la question

Étant donné un programme P et une requête R, est-ce que $P \cup \{\neg R\}$ est non-satisfaisable ?

Exemple 4.1.2 En continuation de l'exemple 4.1.1, on peut avoir par exemple des requêtes comme

$$P(s^2(0), s^{17}(0), s^{42}(0))$$
$$\exists x\ P(s^{17}(0), s^{42}(0), x)$$
$$\exists x\ P(x, s^{17}(0), s^{59}(0))$$
$$\exists x, y\ (P(s(0), s^2(0), x) \wedge P(y, s^5(0), x))$$

Quand la requête R est

$$\exists \bar{x}(A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)$$

alors la clause de but correspondante, c'est-à-dire équivalente à $\neg R$, est

$$\forall \bar{x}(\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)$$

Traditionnellement, on utilise les mêmes conventions que pour les programmes logiques, et on écrit la clause de but comme

$$\leftarrow A_1, \ldots, A_n$$

Proposition 4.1.1 *Soit P un programme logique et R une requête. Alors $P \models R$ si et seulement si $\mathcal{M}_P \models R$.*

Exercice 119
Démontrer Proposition 4.1.1

Plus généralement que la question posée au-dessus, on s'intéresse aussi au problème suivant :

Étant donné un programme logique P et une requête $R = \exists \bar{x}(A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)$, calculer l'ensemble des substitutions closes σ telles que $\mathcal{M}_P \models (A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)\sigma$.

4.1.2 Sémantique de point fixe

Soient $\mathcal{F}$ un ensemble de symboles de fonction qui contient une constante, et $\mathcal{P}$ un ensemble de symboles de prédicat. Nous notons $HB(\mathcal{F}, \mathcal{P})$ la $\mathcal{F}, \mathcal{P}$-base de Herbrand.

Nous notons $HS(\mathcal{F}, \mathcal{P})$ pour l'ensemble des parties de $HB(\mathcal{F}, \mathcal{P})$. Nous avons vu dans la section 3.4.1 que $HS(\mathcal{F}, \mathcal{P})$ est essentiellement l'ensemble des $\mathcal{F}, \mathcal{P}$-structures de Herbrand. $(HS(\mathcal{F}, \mathcal{P}), \subseteq)$, où $\subseteq$ est l'ordre d'inclusion, est un cpo pointé (en fait, c'est même un treillis complet) [1].

1. Voir le cours *Programmation 1* pour les définitions d'un cpo pointé, d'un ensemble dirigé, etc.

Definition 4.1.4 *Soit P un $\mathcal{F},\mathcal{P}$-programme logique. L'*opérateur de conséquence immédiate associé à P *est $T_P\colon HS(\mathcal{F},\mathcal{P}) \to HS(\mathcal{F},\mathcal{P})$, défini par*

$$T_P(S) := \{A\sigma \mid (A \leftarrow B_1,\ldots,B_n) \in P; \sigma \in \Sigma_g; B_1\sigma,\ldots,B_n\sigma \in S\}$$

Exercice 120
Montrer pour tout programme logique P que T_P est continu.

Les modèles de Herbrand d'un programme logique P sont exactement les points fixes de T_P :

Proposition 4.1.2 *Soit P un $\mathcal{F},\mathcal{P}$-programme logique. Pour toute $\mathcal{F},\mathcal{P}$-structure de Herbrand $\mathcal{H}$: $\mathcal{H} \models P$ si et seulement si $T_P(\mathcal{H}) = \mathcal{H}$.*

Preuve:
Immédiate par la définition de T_P. □

Proposition 4.1.3 *Soit P un $\mathcal{F},\mathcal{P}$-programme de logique.*

$$\mathcal{M}_P = \bigcup_{i=0}^{\infty} T_P^i(\emptyset)$$

Preuve:
Par la continuité de T_P, et un théorème du cours *Programmation.* □

Exemple 4.1.3 Soit le programme logique suivant :

$$\begin{array}{rcl} P(0,y,y) & & \\ P(s(x),y,s(z)) & \leftarrow & P(x,y,z) \end{array}$$

On obtient pour $n \geq 1$:

$$T_P^n(\emptyset) = \{P(s^{n-1}(0), s^m(0), s^{m+n-1}(0)) \mid m \geq 0\}$$

et, donc, $\mathcal{M}_P = \{P(s^n(0), s^m(0), s^{n+m}(0)) \mid n,m \geq 0\}$.

Cette proposition justifie la notation $T_P \uparrow \omega$ pour le point fixe le plus petit de T_P. Ici, ω dénote l'ordinal qui est la limite de la suite des nombres naturels.

4.1.3 Sémantique opérationnelle : LD-résolution

Definition 4.1.5 *Soit P un programme logique et R une requête. Une* LD-dérivation *à partir de $P \cup \{\neg R\}$ est une séquence (finie ou infinie) $L_1,\ldots,$ de clauses universelles négatives, telle qu'il existe une séquence de substitutions $\theta_1,\ldots,\theta_{n-1}$ avec*

1. *$L_1 = \neg R$;*

FIGURE 4.1 – Une déduction par résolution linéaire.

2. *pour tout i, (où $i < n$ si la dérivation est finie et de longueur n) : L_i est de la forme*

$$L_i = (\leftarrow A_1, \ldots, A_n, P(\bar{t}), B_1, \ldots, B_m)$$

et il existe une clause du programme de la forme

$$P(\bar{s}) \leftarrow C_1, \ldots, C_k$$

telle que

$$L_{i+1} = (\leftarrow A_1, \ldots, A_n, C_1, \ldots, C_k, B_1, \ldots, B_m)\theta_i$$

où θ_i est un mgu de $\bar{s} \stackrel{?}{=} \bar{t}$.

On dit aussi que $P(\bar{t})$ est l'atome sélectionné *à l'étape i.*

Une LD-réfutation *est une LD-dérivation finie, et où la dernière clause est $\square$. La* substitution de réponse *de cette réfutation est la substitution $\theta_1 \circ \ldots \circ \theta_{n-1}$.*

Le nom *LD*-résolution vient de l'anglais *Linear resolution for Definite clauses.*

Théorème 4.1.1 *Pour tout programme logique P et toute requête R : $P \models R$ si et seulement s'il y a une réfutation de $P \cup \{\neg R\}$ par LD-résolution.*

Preuve:
Une telle séquence est une dérivation de $P \cup \{\neg R\} \vdash^*_{R1} \square$, donc si une telle séquence existe alors $P \models R$.

Si $P \models R$, alors par complétude réfutationelle de la résolution négative (théorème 3.7.2) il existe une déduction par résolution négative $P \cup \{\neg R\} \vdash^*_{R1\neg} \square$. Remarquez qu'une clause qu'on peut obtenir par résolution binaire à partir d'une clause de programme et une clause négative est toujours une clause négative. Donc, la règle de factorisation n'est jamais appliquée. $\square$

Donc, si $P \cup \{\neg R\} \vdash^*_{R1\neg} \square$, alors la déduction a la forme comme indiquée dans la figure 4.1.

Exemple 4.1.4 Un terme de la forme suivante est appelé une *liste*

$$cons(t_1, cons(t_2, \ldots, cons(t_n, nil)\ldots))$$

où les t_i sont des termes quelconques. Soit le programme P_1 suivant :

$$\begin{aligned} List(nil) &\leftarrow \\ List(cons(x, y)) &\leftarrow List(y) \end{aligned}$$

Pour tout terme clos $t \in T(\mathcal{F})$, $P_1 \models List(t)$ ssi t est une liste.

Soit P_2 le programme suivant :

$$\begin{aligned} Nat(0) &\leftarrow \\ Nat(s(x)) &\leftarrow Nat(x) \\ IncList(nil) &\leftarrow \\ IncList(cons(x, nil)) &\leftarrow Nat(x) \\ IncList(cons(x, cons(s(x), z))) &\leftarrow IncList(cons(s(x)), z) \end{aligned}$$

En confondant un entier n avec le terme $s^n(0)$, on a pour tout terme clos $t \in T(\mathcal{F})$ que $P_2 \models IncList(t)$ si et seulement si t est une liste de nombres naturels $n, n+1, n+2, \ldots$.

Exercice 121

1. Écrire un programme logique P_3 définissant un prédicat *SortedList* tel que $P_3 \models SortedList(t)$ si et seulement si t est une liste croissante de nombres naturels.
2. Écrire un programme logique P_4 définissant un prédicat $Permutation$ tel que $P_4 \models Permutation(s, t)$ si et seulement si s et t sont des listes, et t est une permutation de s. Définir d'abord un prédicat pour les permutations élémentaires (échange de deux positions voisin), puis exprimer la rélation *permutation* comme clôture réflexive et transitive de la rélation *permutatin élémentaire.*
3. En déduire un programme logique P_5 définissant un prédicat $Sort$, tel que $P_5 \models Sort(s, t)$ si et seulement si s est une liste de nombres naturels, et t est la version triée de s.

Exercice 122
Montrer que la programmation logique est Turing-complète : Construire, pour chaque machine de Turing T un programme logique P_T, et pour chaque mot m de l'alphabet d'entrée une requête R_m, telle que $P_T \models R_m$ si et seulement si la machine T accepte l'entrée m.

Le théorème suivant dit que l'ensemble des substitutions de réponse obtenu par LD-résolution est correct est complet :

Théorème 4.1.2 *Soit P un programme logique, $R = \exists \bar{x}(A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)$ une requête, et $\sigma \in \Sigma_g$ une substitution close. Alors les deux énoncés suivants sont équivalents :*

1. $P \models (A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)\sigma$
2. *il y a une LD-réfutation de $P \cup \{\neg R\}$ avec substitution de réponse θ et une substitution close $\tau \in \Sigma_g$ telle que $\sigma = \tau \circ \theta$.*

Pour montrer ce théorème nous avons d'abord besoin de deux lemmes. Dans la suite nous écrivons $\tilde{\forall}\phi$ pour la *clôture universelle* d'une formule ϕ, c'est-à-dire $\forall \bar{x}\ \phi$ où $\bar{x} = \mathrm{Var}(\phi)$. (Analogue $\tilde{\exists}\phi$ pour la clôture existentielle d'une formule ϕ). Remarquez que, pour toute substitution θ et formula ϕ, on a que $\tilde{\forall}\phi \models \tilde{\forall}\phi\theta$.

Lemme 4.1.1 *Soit P un programme et $\tilde{\exists}(A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)$ une requête. S'il y a une LD-réfutation de $P \cup \{\tilde{\forall}(\neg A_1 \vee \ldots \vee A_n)\}$ avec substitution de réponse θ, alors $P \models \tilde{\forall}((A_1 \vee \ldots \vee A_n)\theta)$.*

Preuve:
On montre d'abord que, quand μ est un mgu de $\bar{s} \stackrel{?}{=} \bar{t}$, alors

$$\tilde{\forall}(P(\bar{s}) \vee L) \models \tilde{\forall}(\neg(L \vee K)\theta \rightarrow \neg(\neg P(\bar{t}) \vee K)\theta)$$

L'énoncé en suit par induction. □

Exercice 123
Compléter la preuve du lemme 4.1.1.

Lemme 4.1.2 *Soit P un programme, $\tilde{\exists}(A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)$ une requête et σ une substitution. S'il y a une LD-réfutation de $P \cup \{\tilde{\forall}((\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)\sigma)\}$ avec substitution de réponse θ, alors il y a aussi une LD-réfutation de $P \cup \{\tilde{\forall}(\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)\}$ avec substitution de réponse $\theta' \geq \sigma \circ \theta$.*

Exercice 124
Démontrer le lemme 4.1.2.

Preuve:
(du Théorème 4.1.2)

Pour la direction (1) $\Rightarrow$ (2) : Soit $P \models (A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)\sigma$. Donc, $P \cup \{(\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)\sigma\}$ n'a pas de modèle. Par la complétude réfutationelle de la LD-résolution, il y a une LD-réfutation de $P \cup \{(\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)\sigma\}$. Par lemme 4.1.2, il y a une LD-réfutation de $P \cup \{\forall \bar{x}(\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)\}$ avec substitution de réponse θ telle que $\theta \geq \sigma$.

Pour la direction (2) $\Rightarrow$ (1) : Soit une LD-réfutation de $P \cup \{\forall \bar{x}(\neg A_1 \vee \ldots \vee \neg A_n)\}$ avec substitution de réponse θ. Par le lemme 4.1.1, $P \models \tilde{\forall}((A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)\theta)$. Donc, on a aussi pour toute substitution close $\tau \in \Sigma_g$ que $P \models ((A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)\tau)\theta$. □

Exemple 4.1.5 On reprend les programmes de l'exemple 4.1.4. L'ensemble des substitutions de réponse obtenu de toutes les réfutations de $P_1 \cup \forall x(\neg List(x))$ est

$$\{x \rightarrow nil\}, \{x \rightarrow cons(x_1, nil)\}, \{x \rightarrow cons(x_1, cons(x_2, nil))\}, \ldots$$

Exercice 125
Soit le programme P comme dans l'exemple 4.1.4. Donner l'ensemble des substitutions de réponse obtenu de toutes les réfutations de $P_2 \cup IncList(x)$.

4.1.4 SLD-résolution, et recherche de réfutations

Pour chercher une LD-réfutation comme dans la figure 4.1, il faut à chaque étape i faire deux choix :

- le choix d'un littéral $\neg P(\bar{s})$ dans L_i (à choisir parmi tous les littéraux de la clause L_i)
- le choix d'une clause de programme $P(\bar{t}) \leftarrow K$ (à choisir parmi toutes les clauses du programmes qui ont P à la tête).

Nous allons maintenant montrer que le premier choix peut être fait aléatoirement.

Definition 4.1.6 *Une* fonction de sélection *est une fonction qui, à chaque LD-dérivation $L_1, \ldots, L_n$ avec $L_n \neq \Box$, associe un littéral $\neg B \in L_n$.*

Soit P un programme logique, R une requête, et s une fonction de sélection. Une SLD-dérivation *à partir de $P \cup \{\neg R\}$ via s est une LD-dérivation $L_1, \ldots$ à partir de $P \cup \{\neg R\}$ où à chaque étape i l'atome $s(L_1, \ldots, L_i)$ est sélectionné.*

Une SLD-réfutation *via s est une* SLD-dérivation *via s qui se termine sur $\Box$.*

Le nom SLD-résolution vient de l'anglais *Selection rule-driven Linear resolution of Definite clauses.*

Théorème 4.1.3 *(Complétude réfutationelle de la résolution SLD pour les programmes logiques) Soit P un programme logique, $R = \tilde{\exists}(A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)$ une requête et σ une substitution close. Les énoncés suivants sont équivalents :*

1. *$P \models (A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)\sigma$*
2. *Il existe une LD-réfutation de $P \cup \{\neg R\}$ avec substitution de réponse θ et il existe une substitution close τ telles que $\sigma = \theta\tau$.*
3. *Pour toute fonction de sélection s il existe une SLD-réfutation via s de $P \cup \{\neg R\}$ avec substitution de réponse θ et il existe une substitution close τ telles que $\sigma = \theta\tau$.*

Les implications (1) $\Rightarrow$ (2) et de (3) $\Rightarrow$ (1) sont une conséquence du théorème 4.1.2 (puisque toute SLD-réfutation est aussi une LD-réfutation). Avant de démontrer l'implication (2) $\Rightarrow$ (3) nous avons besoin d'un petit lemme qui nous permettra de permuter l'ordre d'application des pas de résolution :

Lemme 4.1.3 *Soient*

- *$\bar{s}_1, \bar{s}_2, \bar{t}_1, \bar{t}_2$ des tuples de termes avec $Var(\bar{s}_1) \cap Var(\bar{t}_1, \bar{t}_2) = \emptyset$, $Var(\bar{s}_2) \cap Var(\bar{t}_1, \bar{t}_2) = \emptyset$, et $Var(\bar{s}1) \cap Var(\bar{s}_2) = \emptyset$.*
- *μ_1 un mgu de $\bar{s}_1 \stackrel{?}{=} \bar{t}_1$ et μ_2 un mgu de $\bar{s}_2 \stackrel{?}{=} \bar{t}_2$*
- *ν_2 un mgu de $\bar{s}_2 \stackrel{?}{=} \bar{t}_2\mu_1$, et ν_1 un mgu de $\bar{s}_1 \stackrel{?}{=} \bar{t}_1\mu_2$.*

Alors, $\nu_2 \circ \mu_1 = \nu_1 \circ \mu_2$ à renommage près.

Exercice 126
Démontrer le lemme 4.1.3.

Preuve:
(de la direction (2) $\Rightarrow$ (3) du théorème 4.1.3)

On montre d'abord qu'on peut, dans une LD-réfutation, commuter deux pas de résolution quand le littéral sélectionné dans le deuxième pas était déjà présent dans la clause de départ. Supposons que le programme contient deux clauses

$$\begin{array}{lcl} P_1(\bar{s}_1) & \leftarrow & K_1 \\ P_2(\bar{s}_2) & \leftarrow & K_2 \end{array}$$

et qu'il y a une réfutation

$$\begin{array}{l} \vdots \\ \leftarrow L_1, P_1(\bar{t}_1), L_2, P_2(\bar{t}_2), L_3 \\ (\leftarrow L_1, K_1, L_2, P_2(\bar{t}_2), L_3)\mu_1 \\ ((\leftarrow L_1, K_1, L_2, K_2, L_3)\mu_1)\nu_2 \\ \vdots \end{array}$$

$\bar{s}_1 \stackrel{?}{=} \bar{t}_1$ a pour mgu μ_1 et $\bar{s}_2 \stackrel{?}{=} \bar{t}_2\mu_1$ a pour mgu ν_2. Mais on suppose que $\mathrm{Var}(\bar{s}_2) \cap \mathrm{Var}(\bar{t}_2) = \emptyset$ et on a donc aussi $\bar{s}_2\mu_1\nu_2 = \bar{t}_2\mu_1\nu_2$. $\bar{s}_2$ et $\bar{t}_2$ sont donc unifiables. Soit μ_2 un mgu de $\bar{s}_2$ et $\bar{t}_2$. Il existe alors une substitution τ telle que $\mu_1\nu_2 = \mu_2\tau$. Alors, $\bar{s}_1\mu_1 = \bar{t}_1\mu_1$, donc $\bar{s}_1\mu_1\nu_2 = \bar{t}_1\mu_1\nu_2$ et donc $\bar{s}_1\tau = \bar{s}_1\mu_2\tau = \bar{t}_1\mu_2\tau$. Il en résulte que $\bar{s}_1 \stackrel{?}{=} \bar{t}_1\mu_2$ possède un mgu ν_1. D'après le lemme 4.1.3, on a alors $\mu_1\nu_2 = \mu_2\nu_1$ et on peut réarranger la réfutation en

$$\begin{array}{l} \vdots \\ \leftarrow L_1, P_1(\bar{t}_1), L_2, P_2(\bar{t}_2), L_3 \\ (\leftarrow L_1, P_1(\bar{t}_1), L_2, K_2, L_3)\mu_2 \\ ((\leftarrow L_1, K_1, L_2, K_2, L_3)\mu_2)\nu_1 \\ \vdots \end{array}$$

On peut ensuite continuer la réfutation comme dans la réfutation de départ. De plus, la longueur de la réfutation, et la substitution de réponse sont les mêmes.

Finalement, pour toute LD-réfutation $S = L_1, \ldots, L_n$ et fonction de sélection s soit $f_s(S) = n$ si S est une SLD-réfutation via s, et sinon

$$f_s(S) = min\{i \mid \text{le littéral sélectionné à l'étape } i \text{ n'est pas } s(L_1, \ldots, L_i)\}$$

On montre par récurrence sur $n - f_s(S)$ qu'on peut transformer toute LD-réfutation S en une SLD-réfutation via s et la même substitution de réponse.

Si $n - f_s(S) = 0$ alors S est déjà une SLD-réfutation.

Si $n - f_s(S) = m+1$: Soit $S = L_1, \ldots, L_n$. L'étape $n-(m+1)$ est la première étape où la sélection n'a pas été faite selon la fonction s. Puisque $L_n = \Box$, il y a une étape $j > n - (m + 1)$ où une instance de $s(L_1, \ldots, L_{n-(m+1)})$ est sélectionnée. En utilisant $j - (n - (m + 1))$-fois la commutation expliquée au-dessus, on obtient une LD-réfutation S' de la même longueur et avec la même substitution de réponse, et $f_s(S') \leq m$. $\Box$

Exercice 127
Montrer par un exemple, que les points du théorème ne sont pas équivalents à

4. Pour toute substitution close τ, $P \models (A_1 \wedge \ldots \wedge A_n)\theta\tau$

La définition d'une fonction de sélection donnée dans la définition 4.1.6 permet des critères de sélection qui rendent compte de toute l'histoire d'une dérivation. Par exemple, on peut définir une fonction de sélection qui choisit à chaque étape le littéral le plus « ancien » (s'il y en a plusieurs, on fais un choix selon un critère quelconque). Une telle fonction de sélection garantie une stratégie *équitable* (angl. : *fair*) : même dans une dérivation infinie, aucun littéral n'est persistant.

Les fonctions de sélection utilisées en pratique ne dépendent normalement pas de toute l'histoire d'une dérivation. Dans ce cas, on peut simplement écrire $s(\leftarrow B_1, \ldots, B_n)$ au lieu de $s(N_1, \ldots, N_m, s(\leftarrow B_1, \ldots, B_n))$.

- La fonction de sélection de PROLOG (voir Section 4.2) est $s_{Prolog}(\leftarrow B_1, \ldots, B_n) = B_1$. En conséquence, dans la construction d'une réfutation le but actuel peut être représenté comme une *pile* (évidemment, il faut toujours gérer les substitutions qui sont appliquées à toutes les littéraux dans le but). On peut obtenir une implantation efficace (*WAM : Warren Abstract Machine*), et un modèle simple pour le programmeur. En fait, le programmeur peut influencer l'ordre de sélection en choisissant l'ordre des littéraux dans les clauses du programme.
- ANDORRA PROLOG utilise une fonction de sélection plus intelligente : Un littéral $\neg P(\bar{t})$ est prioritaire pour la sélection s'il y a *exactement une* clause du programme avec tête $P(\bar{s}) \leftarrow L$ telle que le problème d'unification $\bar{s} \stackrel{?}{=} \bar{t}$ possède un unificateur. Dans ce cas là, il est certain que toute réfutation doit passer par la résolution avec cette clause. Remarquez que l'exécution de ce pas de résolution applique une substitution à toutes les littéraux restant dans le but. Il est donc possible qu'après un pas de résolution il y a des nouveaux littéraux prioritaires.

Étant donné un programme logique, une requête R et une fonction de sélection, on peut représenter toutes les SLD-dérivations à partir de $P \cup \{\neg R\}$ dans un arbre :

Definition 4.1.7 *Soit P un programme logique, R une requête, et s une fonction de sélection. Le* SLD-arbre *de $P \cup \{\neg R\}$ via s est un arbre (éventuellement infini) où*

- *tout noeud est étiqueté par une clause de but,*
- *la racine est étiquetée par $\neg R$,*
- *si un noeud n est étiqueté par une clause but L, et si $L_1, \ldots, L_m$ sont toutes les clauses qu'on peut obtenir à partir de L par un pas de SLD-résolution via s, alors n a exactement m fils, qui sont étiquetés par $L_1, \ldots, L_m$.*

Un noeud de succès *d'un SLD-arbre est une feuille étiquetée par $\Box$. Un* noeud d'échec *d'un SLD-arbre est une feuille avec une étiquette différente de $\Box$. Un SLD-arbre est* réussi *s'il contient un noeud de succès.*

Donc, les chemins dans un SLD-arbre via s sont exactement les SLD-dérivations via s, et les chemins qui se terminent sur une feuille étiquetée par $\Box$ sont les

FIGURE 4.2 – Les SLD-arbres pour les requêtes $List(cons(a, cons(b, nil)))$ et $\exists x List(x)$. On ne note que la partie de l'unificateur qui s'applique à des variables du but.

FIGURE 4.3 – Un SLD-arbre via sélection du littéral le plus à droite.

SLD-réfutations via s.

Exemple 4.1.6 Reprennons le programme P_1 de l'exemple 4.1.4. Les SLD-arbres pour les requêtes $List(cons(a, cons(b, nil)))$ et $\exists x List(x)$ sont donnés dans figure 4.2. En fait, dans cet exemple la fonction de sélection n'a pas d'importance puisque aucun but n'a plus qu'un littéral.

Exercice 128
Soit le programme logique suivant :

$$\begin{aligned} Append(nil, x, x) &\leftarrow \\ Append(cons(h, x), y, cons(h, z)) &\leftarrow Append(x, y, z) \end{aligned}$$

Donner le SLD-arbre pour la requête $Append(x, y, cons(a, cons(b, nil)))$.

Le théorème 4.1.3 nous dit que deux SLD-arbres qui ne diffèrent que par la fonction de sélection utilisée contiennent essentiellement les mêmes LD-réfutations. Donc, pour toute branche du premier arbre qui se termine sur $\square$ on peut trouver une branche correspondante dans l'autre arbre, et inversement. Par contre, le théorème ne dit rien sur les branches infinies dans les SLD-arbres, ni sur les branches qui mènent vers un noeud d'échec. En fait, il est possible que pour un programme et une requête donné, le SLD-arbre via une fonction de sélection est fini, tandis que le SLD-arbre via une autre fonction de sélection est infini.

Exemple 4.1.7 Soit le programme logique suivant :

$$\begin{aligned} P(x, z) &\leftarrow A(x, y), P(y, z) \\ P(x, x) &\leftarrow \\ A(b, c) &\leftarrow \end{aligned}$$

Deux SLD-arbres pour la requête $\exists x P(x, c)$ via des fonctions de sélection différentes sont donnés sur les figures **??** et 4.3.