

Langage de Programmation et Compilation

Jean-Cristophe Filliâtre

17 novembre 2023

Table des matières

I	Aperçu de la Compilation - Assembleur x86-64	4
1	Introduction à la Compilation	4
1.1	Un Compilateur	4
1.2	Le Bon et le Mauvais Compilateur	4
1.3	Le Travail d'un Compilateur	4
2	L'assembleur	5
2.1	Arithmétique des ordinateurs	5
2.2	Architecture	5
2.3	L'architecture x86-64	5
2.4	L'assembleur x86-64	5
2.5	Le Défi de la Compilation	6
II	Syntaxe abstraite, sémantique, interprètes	7
3	Sémantique Formelle	7
3.1	Syntaxe Abstraite	7
3.2	Sémantiques Useless	7
3.2.1	Sémantique Axiomatique - Logique de Floyd-Hoare	7
3.2.2	Sémantique Dénotationnelle	8
3.2.3	Sémantique Par Traduction	8
3.3	Sémantique Opérationnelle	8
3.3.1	Sémantique Opérationnelle à Grand Pas	8
3.3.2	Sémantique à Petits Pas	9
3.3.3	Equivalence des Sémantiques	9
3.3.4	Langages Impératifs	10
4	Interprète	10
III	Analyse Lexicale	11
5	Blancs	11
6	Outils pour l'analyse lexicale	11
6.1	Expressions Régulières et Automates Finis	11
6.1.1	Expressions Régulières	11
6.1.2	Automates Finis	12
6.2	Analyseur Lexical	12
6.2.1	Principe	12

6.2.2	Construction	13
7	L'outil ocamllex	14
7.1	Analyseur Lexical en ocamllex	14
7.2	Efficacité	14
7.3	D'autres utilisations ocamllex	14
IV	Analyse Syntaxique	15
8	Analyse Syntaxique	15
9	Grammaires	15
10	Analyse ascendante	16
10.1	Fonctionnement	16
10.2	Analyse LR	16
11	L'outil Menhir	17
12	Derrère l'outil Menhir	17
12.1	FIRST, NULL, FOLLOW	17
12.1.1	Principe du calcul de $\text{NULL}(X)$	17
12.1.2	Principe du calcul de $\text{FIRST}(X)$	18
12.1.3	Principe du calcul de $\text{FOLLOW}(X)$	18
12.2	Automate LR	18
12.2.1	$LR(0)$	18
12.2.2	$LR(1)$	19
V	Analyse Syntaxique 2	20
13	Localisations	20
14	Analyse Syntaxique Elementaire	20
15	Analyse Descendante	21
15.1	Fonctionnement	21
15.2	Programmation	22
15.3	Construction de la Table d'Expansion	22
16	Indentation comme Syntaxe	22
VI	Typage	23
17	Typage	23
17.1	Objectifs du Typage	23
18	Typage Monomorphe	24
18.1	Définitions	24
18.2	Implémentation sur Mini-ML	24
18.3	Sûreté du typage	26

19 Polymorphisme Paramétrique	27
19.1 Système F	27
19.2 Système de Hindley-Milner	28
19.3 Algorithme W	29
19.4 Unification Algorithmique	30
20 Extensions	30
 VII Mode de Passage des Paramètres	 30
21 Stratégie d'évaluation et passage des paramètres	30
21.1 Evaluation	30
21.2 Passage des Paramètres	31
21.3 Exemples	32
21.3.1 Le Langage C	32
21.3.2 Le langage C++	33
21.3.3 Le langage OCaml	34
21.3.4 Le langage Java	35
21.3.5 Le Langage Python	35
22 Compilation du passage par valeur et par référence	36
22.1 Micro C++	36
22.2 Variables et Portées	36
22.3 Passage Par Valeu	37
22.4 Passage par Référence	39
23 Correction de la Compilation	40
23.1 Définition de la Correction	40
23.2 Une Preuve de Correction	40
23.3 A Grande Echelle	41

Première partie

Cours 1 29/09

Table des matières

1	Introduction à la Compilation	4
1.1	Un Compilateur	4
1.2	Le Bon et le Mauvais Compilateur	4
1.3	Le Travail d'un Compilateur	4
2	L'assembleur	5
2.1	Arithmétique des ordinateurs	5
2.2	Architecture	5
2.3	L'architecture x86-64	5
2.4	L'assembleur x86-64	5
2.5	Le Défi de la Compilation	6

1 Introduction à la Compilation

Maîtriser les mécanismes de la compilation, transformation d'un langage dans un autre. Comprendre les aspects des langages de programmation.

1.1 Un Compilateur

Un compilateur est un traducteur d'un langage source vers un langage cible. Ici le langage cible sera l'assembleur.

Tous les langages ne sont pas compilés à l'avance, certains sont interprétés, transpilés puis interprétés, compilés à la volée, transpilés puis compilés... Un compilateur prend un programme P et le traduit en un programme Q de sorte que : $\forall P, \exists Q, \forall x, P(x) = Q(x)$. Un interpréteur effectue un travail simple mais le refait à chaque entrée, et donc est moins efficace.

Exemple : le langage *lilypond* va compiler un code source en fichier .pdf.

1.2 Le Bon et le Mauvais Compilateur

On juge un compilateur à :

1. Sa correction
2. L'efficacité du code qu'il produit
3. Son efficacité en tant que programme

« Optimizing compilers are so difficult to get right that we dare say that no optimizing compiler is completely error-free! Thus, the most important objective in writing a compiler is that it is correct »- *Dragon Book, 2006*

1.3 Le Travail d'un Compilateur

Le travail d'un compilateur se compose :

- d'une phase d'analyse qui :
 1. reconnaît le programme à traduire et sa signification
 2. signale les erreurs et peut donc échouer
- d'une phase de synthèse qui :

1. produit du langage cible
2. utilise de nombreux langages intermédiaires
3. n'échoue pas

Processus : source \rightarrow analyse lexicale \rightarrow suite de lexèmes (tokens) \rightarrow analyse syntaxique \rightarrow Arbre de syntaxe abstraite \rightarrow analyse sémantique \rightarrow syntaxe abstraite + table des symboles \rightarrow production de code \rightarrow langage assembleur \rightarrow assembleur \rightarrow langage machine \rightarrow éditeur de liens \rightarrow exécutable.

2 L'assembleur

2.1 Arithmétique des ordinateurs

On représente les entiers sur n bits numérotés de droite à gauche. Typiquement, n vaut 8, 16, 32 ou 64. On peut représenter des entiers non signés jusqu'à $2^n - 1$. On peut représenter les entiers en définissant b_{n-1} comme un bit de signe, on peut alors représenter $[-2^{n-1}, 2^{n-1} - 1]$. La valeur d'une suite de bits est alors : $-b_{n-1}2^{n-1} + \sum_{k=0}^{n-2} b_k 2^k$. On ne peut pas savoir si un entier est signé sans le contexte.

La machine fournit des opérations logiques (bit à bit), de décalage (ajout de bits 0 de poids fort, 0 de poids faible ou réplication du bit de signe pour interpréter une division), d'arithmétique (addition, soustraction, multiplication).

2.2 Architecture

Un ordinateur contient :

- Une unité de calcul (CPU) qui contient un petit nombre de registres et des capacités de calcul
- Une mémoire vive (RAM), composée d'un très grand nombre d'octets (8 bits), et des données et des instructions, indifférenciables sans contexte.

L'accès à la mémoire coûte cher : à 1B instructions/s, la lumière ne parcourt que 30cm entre deux instructions.

En réalité, il y a plusieurs (co)processeurs, des mémoires cache, une virtualisation de la mémoire... Principe d'exécution : un registre (%rip) contient l'adresse de l'instruction, on lit (fetch) un ou plusieurs octets dans la mémoire, on interprète ces bits (decode), on exécute l'instruction (execute), on modifie (%rip) pour l'instruction suivante. En réalité, on a des pipelines qui branchent plusieurs instructions en parallèle, et on essaie de prédire les sauts conditionnels.

Deux grandes familles d'Architectures : CISC (complex instruction set), qui permet beaucoup d'instructions différentes mais avec assez peu de registres, et RISC (Reduced Instruction Set) avec peu d'instruction effectuées très régulièrement et avec beaucoup de registres. Ici, on utilisera l'architecture *x86-64*.

2.3 L'architecture x86-64

Extension 64 bits d'une famille d'architectures compatibles Intel par AMD adoptée par Intel. Architecture à 16 registres, avec adressage sur 48 bits au moins et de nombreux modes d'adressage. On ne programme pas en langage machine mais en assembleur, langage symbolique avec allocation de données globales, qui est transformé en langage machine par un assembleur qui est en réalité un compilateur. On utilise l'assembleur GNU avec la syntaxe AT&T (la syntaxe Intel existe aussi).

2.4 L'assembleur x86-64

Pour assembler un programme assembleur, appeler `as -o file.o` puis appeler l'édition de lien avec `gcc -no-pie file.s -o exec-name`. On peut déboguer en ajoutant l'option `-g`. La machine est petite boutiste (little-endian) si elle stocke les valeurs dans la RAM en commençant par le bit de poids faible, gros boutiste (big-endian) pour le poids fort.

Commandes : Dans cette liste, $\%(r)$ désigne l'adresse mémoire stockée dans r

- `movq $a %b` permet de mettre la valeur a dans le registre b
- `movq %a %b` permet de copier le registre a dans le registre b
- `movq $label %b` permet de changer l'adresse de l'étiquette dans le registre b
- `addq %a %b` permet d'additionner les registres a et b .
- `incq %r` permet d'incrémenter le registre r , de même pour `decq`.
- `negq %r` permet de modifier la valeur de r en sa négation
- `notq %r` permet de modifier la valeur de r en sa négation logique.
- `orq %r1 %r2` (resp. `andq` et `xorq`) permet d'affecter à $r2$, $or(r1, r2)$ (resp. and , xor)
- `salq $n %r/salq %cl %r` décale la valeur de r de n (ou $%cl$) zéros à gauche.
- `sarq` est le décalage à droite arithmétique, `shrq` le décalage à droite logique.
- Le suffixe `q` désigne une opération sur 64 bits. `b` désigne 1 octet, `w` désigne 2 octets, `l` désigne 4 octets. Il faut préciser les deux extensions si celles-ci diffèrent.
- `jmp label` permet de jump à une étiquette.

La plupart des opérations positionnent des drapeaux selon leur résultat.

Certaines instructions : `j(suffixe)` (jump), `set(suffixe)` et `cmov(suffixe)` (move) permettent de tester des drapeaux et d'effectuer une opération selon leur valeur.

On ne sait pas combien il y a d'instructions en x86-64.

2.5 Le Défi de la Compilation

C'est de traduire un programme d'un langage de haut niveau vers ce jeu d'instruction.

Constat : les appels de fonctions peuvent être arbitrairement imbriqués et les registres ne suffisent pas \Rightarrow on crée alors une pile car les fonctions procèdent majoritairement selon un mode LIFO.

La pile est stockée tout en haut, et croît dans le sens des adresses décroissantes, `%rsp` pointe sur le sommet de la pile. Les données dynamiques sont allouées sur le tas, en bas de la zone de données. Chaque programme a l'illusion d'avoir toute la mémoire pour lui tout seul, illusion créée par l'OS. En assembleur on a des facilités d'utilisation de la pile :

- `pushq $a` push a dans la pile
- `popq %rdi` dépile

Lorsque f (caller) appelle une fonction g (callee), on ne peut pas juste `jmp g`. On utilise `call g` puis une fois que c'est terminé `ret`.

Mézalor tout registre utilisé par g sera perdu par f . On s'accorde alors sur des **conventions d'appel**. Des arguments sont passés dans certains registres, puis sur la pile, la valeur de retour est passée dans `%rax`. Certains registres sont *callee-saved* i.e. l'appelé doit les sauvegarder pour qu'elle survive aux appels. Les autres registres sont dit *caller-saved* et ne vont pas survivre aux appels.

Il faut également qu'en entrée de fonction `%rsp + 8` doit être multiple de 16, sinon des fonctions peuvent planter.

Il y a quatre temps dans un appel :

1. Pour l'appelant, juste avant l'appel :
2. Pour l'appelé, au début de l'appel :
 - (a) Sauvegarde `%rbp` puis le positionne.
 - (b) Alloue son tableau d'activation.
 - (c) Sauvegarde les registres *callee-saved*.
3. Pour l'appelé, à la fin de l'appel :
 - (a) Placer le résultat dans `%rax`
 - (b) Restaure les registres sauvegardés
 - (c) Dépile son tableau d'activation
 - (d) Exécute `ret`
4. Pour l'appelant, juste après l'appel :
 - (a) Dépile les éventuels arguments
 - (b) Restaure les registres *caller-saved*

Deuxième partie

Cours 2 : 6/10

Table des matières

3	Sémantique Formelle	7
3.1	Syntaxe Abstraite	7
3.2	Sémantiques Useless	7
3.2.1	Sémantique Axiomatique - Logique de Floyd-Hoare	7
3.2.2	Sémantique Dénotationnelle	8
3.2.3	Sémantique Par Traduction	8
3.3	Sémantique Opérationnelle	8
3.3.1	Sémantique Opérationnelle à Grand Pas	8
3.3.2	Sémantique à Petits Pas	9
3.3.3	Equivalence des Sémantiques	9
3.3.4	Langages Impératifs	10
4	Interprète	10

Introduction

La signification des programmes est définie souvent de manière informelle, en langue naturelle, e.g. le langage Java.

3 Sémantique Formelle

La sémantique formelle caractérise mathématiquement les calculs décrits par un programme. C'est utile pour la réalisation d'outils (interprètes, compilateurs), et nécessaire aux raisonnements sur les programmes.

3.1 Syntaxe Abstraite

On ne peut pas manipuler un programme en tant qu'object syntaxique, on préfère utiliser la syntaxe abstraite (se déduit lors de la compilation à l'analyse syntaxique et sémantique.). On construit un arbre de syntaxe abstraite pour comprendre.

On définit la syntaxe abstraite par une grammaire. En OCaml, on réalise la syntaxe abstraite par des types construits. Il n'y a pas de parenthèses dans la syntaxe abstraite. On appelle sucre syntaxique toute construction de la syntaxe concrète qui n'existe pas dans la syntaxe abstraite.

C'est sur la syntaxe abstraite qu'on va définir la sémantique.

3.2 Sémantiques Useless

3.2.1 Sémantique Axiomatique - Logique de Floyd-Hoare

Tony Hoare, An axiomatic basis for computer programming, 1969, article le plus cité de l'histoire de l'informatique.

On caractérise les programmes par l'intermédiaire des propriétés satisfaites par les variables. On introduit le triplet $\{P\} i \{Q\}$ qui signifie, si P est vraie avant l'instruction i , après, Q sera vraie

3.2.2 Sémantique Dénotationnelle

A chaque expression e , on associe sa définition $\|e\|$ qui est un objet représentant le calcul désigné par e . On définit cet objet récursivement.

3.2.3 Sémantique Par Traduction

On définit la sémantique d'un langage en le traduisant vers un langage dont la sémantique est connue.

3.3 Sémantique Opérationnelle

La sémantique opérationnelle décrit l'enchaînement des calculs élémentaires qui mènent de l'expression à son résultat.

Il y a deux formes de sémantique opérationnelle :

1. La sémantique naturelle (big-steps semantics) : $e \twoheadrightarrow v$
2. La sémantique par réduction (small steps semantics) $e \rightarrow e_1 \rightarrow e_2 \rightarrow \dots \rightarrow v$

On applique ça à Mini-ML (qui est Turing-Complet).

3.3.1 Sémantique Opérationnelle à Grand Pas

On cherche à définir $e \twoheadrightarrow v$. On définit les valeurs parmi les constantes, les primitives non appliquées, les fonctions et les paires.

Une relation peut être définie comme la plus petite relation satisfaisant un ensemble d'axiomes notés \bar{P} et des règles d'inférences (implications). On définit **Pair**(n) par $\overline{Pair(0)}$ et $\frac{Pair(n)}{Pair(n+2)}$. La plus petite relation qui vérifie ces deux propriétés coïncide avec la propriété « n est un entier naturel pair ».

Une dérivation est un arbre dont les noeuds correspondent aux règles et les feuilles aux axiomes (les arbres croissent vers le haut). L'ensemble des dérivations possibles caractérise exactement la plus petite relation satisfaisant les règles d'inférence.

Définition 3.3.1. On définit les variables libres d'une expression e , noté $fv(e)$ par récurrence sur

$$\begin{aligned}
 fv(x) &= \{x\} \\
 fv(c) &= \emptyset \\
 fv(op) &= \emptyset \\
 e \text{ avec : } \quad fv(\mathbf{fun} \ x \rightarrow e) &= fv(e) \setminus \{x\} \\
 \quad \quad \quad fv(e_1 e_2) &= fv(e_1) \cup fv(e_2) \\
 \quad \quad \quad fv((e_1, e_2)) &= fv(e_1) \cup fv(e_2) \\
 \quad \quad \quad fv(\mathbf{let} \ x = e_1 \ \mathbf{in} \ e_2) &= fv(e_1) \cup (fv(e_2) \setminus \{x\}) \\
 \quad \quad \quad fv(x) &= \{x\}
 \end{aligned}$$

On définit la substitution de toute occurrence libre de x dans e par v définie par :

$$\begin{aligned}
 x[x \leftarrow v] &= v \\
 y[x \leftarrow v] &= y \text{ si } y \neq x
 \end{aligned}$$

On fait le choix d'une stratégie d'appel par valeur, i.e. l'argument est complètement évalué avant l'appel.

On a ici comme axiomes : $\overline{c \twoheadrightarrow c}$, $\overline{op \twoheadrightarrow op}$, $\overline{(\mathbf{fun} \ x \rightarrow e) \twoheadrightarrow (\mathbf{fun} \ x \rightarrow e)}$ et comme règles d'inférences :

$$\frac{e_1 \twoheadrightarrow v_1 \quad e_2 \twoheadrightarrow v_2}{(e_1, e_2) \twoheadrightarrow (v_1, v_2)} \quad \frac{e_1 \twoheadrightarrow v_1 \quad e_2[x \leftarrow v_1] \twoheadrightarrow v}{\mathbf{let} \ x = e_1 \ \mathbf{in} \ e_2 \twoheadrightarrow v}$$

et

$$\frac{e_1 \twoheadrightarrow (\mathbf{fun} \ x \rightarrow e) \quad e_2 \twoheadrightarrow v_2 \quad e[x \leftarrow v_2] \twoheadrightarrow v}{e_1 \ e_2 \twoheadrightarrow v}$$

On ajoute ensuite des règles pour les primitives, dépendant de la forme de chacune, e.g. :

$$\frac{e_1 \twoheadrightarrow + \quad e_2 \twoheadrightarrow (n_1, n_2) \quad n = n_1 + n_2}{e_1 \ e_2 \twoheadrightarrow n}$$

Partant, on peut montrer qu'un programme s'évalue en une valeur en écrivant l'arbre de dérivation de celui-ci.

Remarque 3.3.0.1. *Il existe des expressions sans valeur : $e = 12$ par exemple.*

On peut établir une propriété d'une relation définie par un ensemble de règles d'inférence, en raisonnant par induction sur la dérivation. Cela signifie par récurrence structurale.

Proposition 3.3.1. *Si $e \rightarrow v$, alors v est valeur. De plus si e est close alors v l'est également.*

Démonstration. Par induction : $\frac{e_1 \rightarrow (\text{fun } x \rightarrow e) \quad e_2 \rightarrow v_2 \quad e[x \leftarrow v_2] \rightarrow v}{e_1 e_2 \rightarrow v}$. ■

Proposition 3.3.2. *Si $e \rightarrow v$ et $e \rightarrow v'$, alors $v = v'$.*

Démonstration. Par induction. ■

Remarque 3.3.0.2. *On a donc défini une fonction plus qu'une relation.*

3.3.2 Sémantique à Petits Pas

La sémantique opérationnelle à petits pas remédie aux problèmes de programmes qui ne terminent pas, en introduisant une notion d'étape élémentaire de calcul $e_1 \rightarrow e_2$. On commence par définir une relation \rightarrow^ε correspondant à une réduction en tête, au sommet de l'expression, par exemple : $(\text{fun } x \rightarrow e) v \rightarrow^\varepsilon e[x \leftarrow v]$. On se donne également des règles pour les primitives. On réduit en profondeur en introduisant la règle d'inférence : $\frac{e_1 \rightarrow^\varepsilon e_2}{E(e_1) \rightarrow E(e_2)}$ où E est un

contexte défini par la grammaire suivante :

$$E ::= \square \mid Ee \mid vE \mid \text{let } x = E \text{ in } e \mid (E, e) \mid (v, E)$$

Un Contexte est un terme à trou où \square représente le trou. $E(e)$ dénote le contexte E dans lequel \square a été remplacé par e . La règle d'inférence permet donc d'évaluer une sous-expression. Tels que définis, les contextes impliquent ici une évaluation en appel par valeur et de gauche à droite. On note \rightarrow^* la cloture réflexive et transitive de \rightarrow .

Définition 3.3.2. *On appelle forme normale toute expression e telle qu'il n'existe pas e' telle que : $e \rightarrow e'$*

3.3.3 Equivalence des Sémantiques

Théorème 3.3.1. *Les deux sémantiques opérationnelles sont équivalentes pour les expressions dont l'évaluation termine sur une valeur i.e. :*

$$e \rightarrow v \Leftrightarrow e \rightarrow^* v$$

Démonstration.

Lemme 3.3.2 (Passage au contexte des réductions). *Supposons $e \rightarrow e'$, alors :*

1. $ee_2 \rightarrow e'e_2$
 2. $ve \rightarrow ve'$
 3. $\text{let } x = e \text{ in } e_2 \rightarrow \text{let } x = e' \text{ in } e_2$
- (\Rightarrow) On procède par induction sur la dérivation.
— (\Leftarrow) :

Lemme 3.3.3 (Evaluation des Valeurs). *On a $v \rightarrow v$.*

Lemme 3.3.4. *Si $e \rightarrow e'$ et $e' \rightarrow v$ alors $e \rightarrow v$.*

Démonstration. On commence par les réductions de tête, puis on procède par induction aux applications de contexte. ■

On a alors, par récurrence sur le nombre de pas, l'implication souhaitée. ■

3.3.4 Langages Impératifs

Pour un langage impératif les sémantiques ci-dessus sont insuffisantes. On associe alors typiquement un état S à l'expression évaluée. L'état peut être décomposé en plusieurs éléments pour modéliser par exemple une pile (des variables locales), des tas...

4 Interprète

On peut programmer un interprète en suivant les règles de la sémantique naturelle. On se donne un type pour la syntaxe abstraite des expressions et on définit une fonction correspondant à la relation \rightarrow

Un interprète renvoie la (ou les) valeur(s) d'une expression, souvent récursivement.

On peut éviter l'opération de substitution, en interprétant l'expression e à l'aide d'un environnement donnant la valeur courante de chaque variable (un dictionnaire). Ceci pose problème car le résultat de `let $x = 1$ in fun $y \rightarrow +(x, y)$` est une fonction qui doit « mémoriser » que $x = 1$.

On utilise alors le module `Map` pour les environnements (c'est une *fermeture*). On représente alors la valeur d'une fonction avec son environnement.

Pour un interprète de la sémantique à petits pas, il vaut mieux utiliser un *zipper* que de recalculer le contexte tout le temps.

Troisième partie

Cours 3 : 13/10

Table des matières

5	Blancs	11
6	Outils pour l'analyse lexicale	11
6.1	Expressions Régulières et Automates Finis	11
6.1.1	Expressions Régulières	11
6.1.2	Automates Finis	12
6.2	Analyseur Lexical	12
6.2.1	Principe	12
6.2.2	Construction	13
7	L'outil ocamllex	14
7.1	Analyseur Lexical en ocamllex	14
7.2	Efficacité	14
7.3	D'autres utilisations ocamllex	14

Introduction

L'objectif est de partir du code source, une suite de caractère, pour obtenir une suite de lexèmes plus compréhensible et simple à analyse syntaxiquement

5 Blancs

Les blancs (espace, retour chariot, tabulation) jouent un rôle dans l'analyse lexicale, car ils permettent de séparer deux lexèmes. De nombreux blancs sont inutiles e.g. `x + 1`, et seront ignorés. Les conventions diffèrent selon les langages et certains des caractères blancs peuvent être significatifs, par exemple l'indentation en python ou en Haskell, ou les retours chariots transformés en points-virgules comme en python. Les commentaires jouent le rôle de blancs.

6 Outils pour l'analyse lexicale

On va utiliser des expressions régulières pour décrire les lexèmes et des automates finis pour les reconnaître. On exploite en particulier la capacité à construire un automate partant d'une ou plusieurs expressions régulières.

6.1 Expressions Régulières et Automates Finis ¹

6.1.1 Expressions Régulières

Définition 6.1.1 (Syntaxe). *On définit la syntaxe des expressions régulières :*

$$r = \begin{array}{|l} \emptyset \\ \varepsilon \\ a \in \Sigma \\ r \cdot r \\ r + r \\ r^* \end{array}$$

1. Voir Cours de LFCC

Définition 6.1.2 (Sémantique). *On définit alors la sémantique basée sur cette syntaxe par les langages rationnels :*

$$\begin{aligned} L(\emptyset) &= \emptyset \\ L(a) &= \{a\} \\ L(r_1 r_2) &= L(r_1) \cdot L(r_2) \\ L(r_1 + r_2) &= L(r_1) \cup L(r_2) \\ L(r^\star) &= \bigcup_{n \in \mathbb{N}} L^n(r) \end{aligned}$$

Pour les constantes flottantes de CamL on a par exemple, si $d = 0|1| \dots |9$:

$$d \, d^\star \, (.d^\star \mid (\varepsilon \mid .d^\star)(e \mid E)(\varepsilon \mid + \mid -) \, d \, d^\star)$$

On peut alors écrire un algorithme pour savoir si une suite de caractère appartient à une regexp.

Définition 6.1.3 (Dérivée de Brzozowski). *On pose, pour r une regexp et $c \in \Sigma$: $\delta(r, c) = \{w \mid cw \in L(r)\}$*

6.1.2 Automates Finis

Définition 6.1.4 (Syntaxe). *Un automate fini est un quintuplet (Q, Σ, I, F, T) où :*

- Q est un ensemble fini d'états
- Σ est un ensemble fini appelé alphabets
- $I \subseteq Q$ est un ensemble d'états initiaux
- $F \subseteq Q$ est un ensemble d'états finaux
- $T \subseteq Q \times \Sigma \times Q$ est un ensemble de transitions

Théorème 6.1.1 (De Kleene). *Les expressions régulières et les automates finis définissent les mêmes langages.*

Démonstration. Voir Cours de LFCC ■

6.2 Analyseur Lexical

6.2.1 Principe

Un analyseur lexical est un automate fini pour la réunion de toutes les expressions régulières définissant les lexèmes. Le fonctionnement de l'analyseur lexical est différent de la simple reconnaissance d'un mot par un automate car :

- Il faut décomposer un mot (le source) en une suite de mots reconnus
- Il peut y avoir des ambiguïtés
- Il faut construire les lexèmes (les états finaux contiennent des actions)

Ambiguïtés

Le mot **funx** est reconnu par l'expression régulière des identificateurs mais contient un préfixe reconnu par une autre expression régulière (**fun**) : \Rightarrow On choisit de reconnaître le lexème le plus long possible.

Le mot **fun** est reconnu par la regexp du mot clef **fun** mais aussi par celle des identificateurs : \Rightarrow On classe les lexèmes par ordre de priorité.

Retour en arrière

Un analyseur va échouer sur l'entrée *abc* avec les trois regexp *a, ab, bc*. L'analyseur lexical doit donc mémoriser le dernier état final rencontré, le cas échéant.

Lorsqu'il n'y a plus de transition possible dans l'automate, de deux choses l'une :

- Soit aucun état final mémorisé : échec de l'analyse lexicale
- Soit on a lu le préfixe wv de l'entrée, avec w le lexème reconnu par le dernier état final reconstruit : on renvoie w et l'analyse lexicale redémarre avec v préfixé au reste de l'entrée

En pratique, on va renvoyer dans l'analyseur lexical une fonction de calcul du prochain lexème, puisque l'analyse lexicale est faite pour l'analyse syntaxique, cf. IV

6.2.2 Construction

L'automate de Thompson

On construit par induction un automate compatible.

L'automate de Berry-Sethi

On met en correspondance les lettres d'un mot reconnu et celles apparaissant dans la regexp : On distingue les différentes lettres de la regexp puis on construit un automate dont les états sont des ensembles de lettres. Pour construire les transitions de s_1 à s_2 , on détermine les lettres qui peuvent apparaître après une autre dans un mot reconnu : **follow**. Pour calculer **follow**, on a besoin de savoir calculer les premières et dernières lettres d'un mot reconnu (**first** et **last**). On a alors besoin d'une dernière notion : **null**, est-ce que ε appartient au langage reconnu. On obtient :

$\text{null}(\emptyset)$	=	false
$\text{null}(\varepsilon)$	=	true
$\text{null}(a)$	=	false
$\text{null}(r_1 r_2)$	=	$\text{null}(r_1) \wedge \text{null}(r_2)$
$\text{null}(r_1 \mid r_2)$	=	$\text{null}(r_1) \vee \text{null}(r_2)$
$\text{null}(r^*)$	=	true
On en déduit :		
$\text{first}(\emptyset)$	=	\emptyset
$\text{first}(\varepsilon)$	=	\emptyset
$\text{first}(a)$	=	$\{a\}$
$\text{first}(r_1 r_2)$	=	$\text{first}(r_1) \cup \text{first}(r_2)$ si $\text{null}(r_1)$
	=	$\text{first}(r_1)$ sinon
$\text{first}(r_1 \mid r_2)$	=	$\text{first}(r_1) \cup \text{first}(r_2)$
$\text{first}(r^*)$	=	$\text{first}(r)$
On définit last de même		
$\text{follow}(c, \emptyset)$	=	\emptyset
$\text{follow}(c, \varepsilon)$	=	\emptyset
$\text{follow}(c, a)$	=	\emptyset
$\text{follow}(c, r_1 r_2)$	=	$\text{follow}(c, r_1) \cup \text{follow}(c, r_2) \cup \text{first}(r_2)$ si $c \in \text{last}(r_1)$
	=	$\text{follow}(c, r_1) \cup \text{follow}(c, r_2)$ sinon
$\text{follow}(c, r_1 \mid r_2)$	=	$\text{follow}(c, r_1) \cup \text{follow}(c, r_2)$
$\text{follow}(c, r^*)$	=	$\text{follow}(c, r) \cup \text{first}(r)$ si $c \in \text{last}(r)$
	=	$\text{follow}(c, r)$ sinon

On construit alors l'automate reconnaissant r en ajoutant $\#$ à la fin de r :

1. L'état initial est l'ensemble **first**($r\#$).
2. Tant qu'il existe un état s dont on doit calculer les transitions, pour chaque c de l'alphabet, on pose s' l'état $\bigcup_{c_i \in s} \text{follow}(c_i, r\#)$
3. Les états acceptants sont ceux contenant $\#$

7 L'outil `ocamllex`

7.1 Analyseur Lexical en `ocamllex`

Un fichier `ocamllex` porte le suffixe `.mll` et a la forme suivante :

- Code OCaml arbitraire
- `rule f1 = parse | regexp1 {action 1}`
- ...
- Code OCaml arbitraire

A la compilation par `ocamllex file.mll`, on construit un fichier OCaml contenant des fonctions de types `Lexing.lexbuf → type` où le type de sortie dépend de l'action dans la fonction.

Les regexp en `ocamllex` s'écrivent sous la forme :

—	n'importe quel caractère
'a'	le caractère 'a'
"foobar"	la chaîne "foobar" (en particulier $\varepsilon = ""$)
[caractères]	ensemble de caractères
[^caractères]	complémentaire d'un ensemble de caractères
$r_1 \mid r_2$	alternative
$r_1 r_2$	concaténation
r^*	étoile
r^+	une ou plusieurs occurrences de r , i.e. rr^*
$r^?$	au plus une occurrence de r
eof	fin du fichier

Pour remplacer la reconnaissance du lexème le plus long par celui le plus court, remplacer `parse` par `shortest`.

A longueur égale, c'est la règle qui apparaît en premier qui l'emporte.

On peut nommer la chaîne reconnue, ou des sous-chaînes reconnues par des sous-expressions régulières, à l'aide de la construction `as`.

On peut dans une action, rappeler récursivement l'analyseur lexical ou l'un des autres analyseurs simultanément définis. Le tampon d'analyse lexical doit être passé en argument, il est contenu dans une variable appelée `lexbuf`. Ceci est utile pour séparer les blancs, ou reconnaître les commentaires, même imbriqués.

Par défaut `ocamllex` construit l'automate dans une table interprétée à l'exécution, mais l'option `-ml` construit du code CamL pur.

7.2 Efficacité

Pour des raisons de stockage, et même en utilisant une table, l'automate peut prendre beaucoup de place. Il est donc préférable d'utiliser une seule expression régulière pour les identificateurs et les mots-clefs, puis de les séparer ensuite grâce à une table des mots-clefs.

On peut de même ne stocker que les caractères en minuscule pour être insensible à la casse.

7.3 D'autres utilisations `ocamllex`

On peut utiliser `ocamllex` pour :

1. Réunir plusieurs lignes vides consécutives en une seule
2. Compter les occurrences d'un mot dans un texte
3. Un petit traducteur OCaml vers HTML pour embellir le source mis en ligne (mettre les mots-clefs en vert, les commentaires en rouge, numéroter les lignes ...), le tout en moins de 100 lignes de code.

Quatrième partie

Cours 4 : 20/10

Table des matières

8 Analyse Syntaxique	15
9 Grammaires	15
10 Analyse ascendante	16
10.1 Fonctionnement	16
10.2 Analyse LR	16
11 L'outil Menhir	17
12 Derrère l'outil Menhir	17
12.1 FIRST, NULL, FOLLOW	17
12.1.1 Principe du calcul de $\text{NULL}(X)$	17
12.1.2 Principe du calcul de $\text{FIRST}(X)$	18
12.1.3 Principe du calcul de $\text{FOLLOW}(X)$	18
12.2 Automate LR	18
12.2.1 $LR(0)$	18
12.2.2 $LR(1)$	19

8 Analyse Syntaxique

L'objectif de l'analyse syntaxique est, à partir d'une suite de lexèmes, de construire la syntaxe abstraite, qu'on représente sous forme d'arbre. En particulier, l'analyse syntaxique doit détecter les erreurs de syntaxe et les localiser précisément, les identifier (parenthèse non fermée, etc...) voire reprendre l'analyse pour découvrir de nouvelles erreurs. On va utiliser : une grammaire non contextuelle pour décrire la syntaxe et un automate à pile pour la reconnaître.

9 Grammaires

Définition 9.0.1. Une grammaire non contextuelle est un quadruplet (N, T, S, R) où :

- N est un ensemble fini de symboles non terminaux.
- T est un ensemble fini de symboles terminaux.
- $S \in N$ est le symbole de départ (axiome).
- $R \subseteq N \times (N \cup T)^*$ est un ensemble fini de règles de production.

On note les règles de dérivation sous la forme :

$$\begin{array}{l}
 E \rightarrow E + E \\
 \quad | E * E \\
 \quad | (E) \\
 \quad | \text{int}
 \end{array}$$

Définition 9.0.2. Un mot $u \in (N \cup T)^*$ se dérive en un mot $v \in (N \cup T)^*$ et on note $u \rightarrow v$ s'il existe une décomposition $u = u_1 X u_2$ avec $X \in N$, $X \rightarrow \beta \in R$ et $v = u_1 \beta u_2$. On appelle dérivation gauche le cas où u_1 ne contient pas de mots terminaux. On appelle langage défini par G l'ensemble des mots de T^* dérivés de l'axiome.

Définition 9.0.3. *Un arbre de dérivation est un arbre dont les noeuds sont étiquetés par des symboles de la grammaire, de la manière suivante :*

- La racine est l'axiome
- Tout noeud interne X non terminal dont les fils sont étiquetés par $\beta \in (N \cup T)^*$ avec $X \rightarrow \beta$ une règle de la dérivation.

Pour un arbre de dérivation dont les feuilles forment le mot w dans l'arbre infixe, on a $S \rightarrow^* w$. Inversement, si $S \rightarrow^* w$, on a un arbre de dérivation dont les feuilles dans l'arbre infixe forment w .

Définition 9.0.4. *Une grammaire est ambiguë si au moins un mot admet au moins deux arbres de dérivation. Déterminer si une grammaire est ambiguë ou non n'est pas décidable.*

La grammaire précédente est ambiguë, comment interpréter `int + int * int`

On va utiliser des critères décidables suffisants pour garantir qu'une grammaire est non ambiguë, et pour lesquels on sait en outre décider l'appartenance au langage efficacement.

10 Analyse ascendante

On va ici lire l'entrée de gauche à droite (pas toujours le cas, cf. CYK) puis reconnaître des membres droits de productions pour construire l'arbre de dérivation de bas en haut : bottom-up parsing.

10.1 Fonctionnement

On va manipuler une pile qui est un mot de $(N \cup T)^*$. A chaque instant, on a deux actions possibles :

- Une opération de lecture (*shift*) : on lit un terminal de l'entrée et on l'empile.
- Une opération de réduction (*reduce*) : on reconnaît en sommet de pile le membre droit β d'une production $X \rightarrow \beta$ et on remplace β par X en sommet de pile.

Comment prendre la décision lecture / réduction ? On se sert d'un automate fini et on examine les k premiers lexèmes de l'entrée, c'est l'analyse LR(k), pour « Left to right scanning, Rightmost derivation ». En pratique, $k = 1$.

10.2 Analyse LR

La pile est de la forme $s_0 x_1 s_1 x_2 \dots x_n s_n$ où s_i est un état de l'automate et $x_i \in T \cup N$ comme dans un automate. Soit a le premier lexème de l'entrée. Une table indexée par s_n et a nous indique l'action à effectuer :

- Si c'est un succès ou un échec, on s'arrête.
- Si c'est une lecture, on empile a et l'état s résultat de la transition $s_n \xrightarrow{a} s$ dans l'automate.
- Si c'est une réduction $X \rightarrow \alpha$, avec α de longueur p , on doit trouver α en sommet de pile :

$$s_0 x_1 \dots x_{n-p} s_{n-p} \mid \alpha_1 s_{n-p+1} \dots \alpha_p s_n$$

On dépile alors α et on empile Xs où $s_{n-p} \xrightarrow{X} s$ dans l'automate, i.e. $s_0 x_1 \dots x_{n-p} s_{n-p} X s$

En pratique on ne travaille pas avec l'automate mais avec deux tables :

- Une table d'actions ayant pour lignes les états et pour colonnes les terminaux. La case `action(s, a)` indique :
 - `shift s'` pour une lecture et un nouvel état s'
 - `reduce X` pour une réduction
 - un succès
 - un échec

Une table de déplacements ayant pour lignes les états et pour colonnes les non terminaux.

La case `goto(s, X)` indique l'état résultat d'une réduction de X .

On ajoute aussi un lexème spécial $\#$ qui désigne la fin de l'entrée. On peut le voir comme l'ajout d'un nouveau non terminal S qui devient l'axiome et d'une règle $S \rightarrow E\#$. Pour créer ces tables, on utilise la famille de `yacc` (*Yet Another Compiler Compiler*)

11 L’outil Menhir

Menhir transforme une grammaire en un analyseur OCaml de type $LR(1)$. Chaque production de la grammaire est accompagnée d’une action sémantique, i.e. du code OCaml construisant une valeur sémantique (typiquement un arbre de syntaxe abstraite). Menhir s’utilise conjointement avec un analyseur lexical (typiquement `ocamllex`).

Un fichier Menhir a le suffixe `.mly` et a la forme suivante :

```
— %code OCaml arbitraire %
— déclaration des lexèmes
— %%
— non-terminal-1 : | production { action } | production { action };
— non-terminal-2 : | production { action }
— %%
— code OCaml arbitraire
```

En cas de conflits, Menhir produit deux fichiers pour expliquer d’où les conflits viennent. On peut les résoudre en indiquant comment choisir entre lecture et réduction. On peut donner des priorités aux lexèmes et aux productions, en fonction des règles d’associativité. Si la priorité de la production est supérieure à celle du lexème à lire, la réduction est favorisée. En cas d’égalité, l’associativité est consultée : un lexème associatif à gauche favorise la réduction et un lexème associatif à droite favorise la lecture. Par ailleurs, pour empêcher l’associativité, on peut aussi l’indiquer à Menhir, et éviter le *dangling else*.

Pour que les phases suivantes de l’analyse (typiquement le typage) puissent localiser les messages d’erreur, il convient de conserver une information de localisation dans l’arbre de syntaxe abstraite. Menhir fournit cette information dans `$startpos` et `$endpos`, deux valeurs du type `Lexing.position`. Cette information lui a été transmise par l’analyseur lexical. (`ocamllex` ne maintient automatiquement que la position absolue dans le fichier, il faut appeler `Lexing.new_line` pour chaque retour chariot.)

12 Derrère l’outil Menhir

12.1 First, Null, Follow

Définition 12.1.1 (NULL). Soit $\alpha \in (T \cup N)^*$. $NULL(\alpha)$ est vrai si et seulement si on peut dériver ε à partir de α .

Définition 12.1.2 (FIRST). Soit $\alpha \in (T \cup N)^*$. $FIRST(\alpha)$ est l’ensemble de tous les premiers terminaux des mots dérivés de α , i.e. $\{a \in T \mid \exists w, \alpha \rightarrow^* aw\}$

Définition 12.1.3 (FOLLOW). Soit $X \in N$. $FOLLOW(X)$ est l’ensemble des terminaux qui peuvent apparaître après X dans une dérivation, i.e. $\{a \in T \mid \exists u, w, S \rightarrow^* uXaw\}$.

Théorème 12.1.1 (Tarski). Soit A un ensemble fini muni d’une relation d’ordre \leq et d’un plus petit élément ε . Toute fonction $f : A \rightarrow A$ croissante admet un plus petit point fixe.

Démonstration. Comme ε est le plus petit élément, $\varepsilon \leq f(\varepsilon)$. Par croissance, $f^k(\varepsilon) \leq f^{k+1}(\varepsilon)$ pour tout k . Mais A étant fini, il existe un plus petit k_0 tel que $f^{k_0}(\varepsilon) = f^{k_0+1}(\varepsilon)$. En le notant a_0 , on a bien un point fixe de f . Si b est un autre point fixe, par croissance, puisque $\varepsilon \leq b$, on a bien le résultat. ■

12.1.1 Principe du calcul de $NULL(X)$

Proposition 12.1.1. Pour calculer $NULL(\alpha)$, il suffit de déterminer $NULL(X)$ pour $X \in N$. On a $NULL(X)$ ssi :

- Il existe une production $X \rightarrow \varepsilon$
- Il existe une production $X \rightarrow Y_1 \dots Y_m$ où $NULL(Y_i)$ pour tout i .

Il s'agit d'un ensemble d'équations mutuellement récursives. Autrement dit, on cherche la plus petite solution d'une équation de la forme : $\vec{V} = F(\vec{V})$.

Démonstration. — \Rightarrow Par récurrence sur le nombre d'étapes du calcul de point fixe, on montre que si $\text{NULL}(X)$ alors $X \rightarrow^* \varepsilon$

— \Leftarrow Par récurrence sur le nombre d'étapes de la dérivation, on montre la réciproque. ■

Ici, on a $A = \{0, 1\}^n$. On munit $\{0, 1\}$ de l'ordre $0 \leq 1$ et A de l'ordre point à point. On a $\varepsilon = (0, \dots, 0)$. La fonction calculant $\text{NULL}(X)$ à partir des $\text{NULL}(X_i)$ est croissante, et le théorème de Tarski s'applique. On construit donc un point fixe à partir de ε .

12.1.2 Principe du calcul de $\text{First}(X)$

De même que pour NULL : Les équations définissant FIRST sont mutuellement récursives :

$$\text{FIRST}(X) = \bigcup_{X \rightarrow \beta} \text{FIRST}(\beta)$$

et :

$$\begin{aligned} \text{FIRST}(\varepsilon) &= \emptyset \\ \text{FIRST}(a\beta) &= \{a\} \\ \text{FIRST}(X\beta) &= \text{FIRST}(X) \text{ si } \neg \text{NULL}(X) \\ \text{FIRST}(X\beta) &= \text{FIRST}(X) \cup \text{FIRST}(\beta) \text{ si } \text{NULL}(X) \end{aligned}$$

On applique alors le calcul de point fixe sur $A = \mathcal{P}(T)^n$ muni de \subseteq point à point avec $\varepsilon = (\emptyset, \dots, \emptyset)$

12.1.3 Principe du calcul de $\text{Follow}(X)$

Les équations sont :

$$\text{FOLLOW}(X) = \left(\bigcup_{Y \rightarrow \alpha X \beta} \text{FIRST}(\beta) \right) \cup \left(\bigcup_{Y \rightarrow \alpha X \beta, \text{NULL}(\beta)} \text{FOLLOW}(Y) \right)$$

On procède par calcul de point fixe sur le même domaine que pour FIRST .

12.2 Automate LR

12.2.1 $LR(0)$

Fixons pour l'instant $k = 0$. On commence par contruire un automate asynchrone :

- Les états sont des items de la forme $[X \rightarrow \alpha \cdot \beta]$ où $X \rightarrow \alpha\beta$ est une production de la grammaire. L'intuition est : « je cherche à reconnaître X , j'ai déjà lu α et je dois encore lire β ».
- Les transitions sont étiquetées par $T \cup N$ et sont les suivantes :

$$\begin{aligned} [Y \rightarrow \alpha \cdot a\beta] &\xrightarrow{a} [Y \rightarrow \alpha a \cdot \beta] \\ [Y \rightarrow \alpha \cdot X\beta] &\xrightarrow{X} [Y \rightarrow \alpha X \cdot \beta] \\ [Y \rightarrow \alpha \cdot X\beta] &\xrightarrow{\varepsilon} [X \rightarrow \cdot \gamma] \text{ pour toute production } X \rightarrow \gamma \end{aligned}$$

On détermine ensuite l'automate en regroupant les états reliés par des ε -transitions. Les états de l'automate déterministe sont donc des ensembles d'items.

Par construction : chaque état s est saturé par la propriété : si $Y \rightarrow \alpha \cdot X\beta \in s$ et si $X \rightarrow \gamma$ est une production, alors $X \rightarrow \cdot \gamma \in s$. L'état initial est celui contenant $S \rightarrow \cdot E\#$.

On construit alors la table **action** :

- **action**($s, \#$) = succès si $[S \rightarrow E \cdot \#] \in s$

- $\text{action}(s, a) = \text{shift}s'$ si $s \rightarrow^a s'$
- $\text{action}(s, a) = \text{reduce}X \rightarrow \beta$ si $[X \rightarrow \beta \cdot] \in s$ pour tout a .
- **échec** dans tous les autres cas

On construit alors la table $\text{goto} : \text{goto}(s, X) = s'$ si $s \rightarrow^X s'$.

La table $LR(0)$ peut contenir deux sortes de conflits : lecture/réduction et réduction/réduction.

Définition 12.2.1. Une grammaire est dite $LR(0)$ si la table ainsi construite ne contient pas de conflit.

La construction $LR(0)$ engendre très facilement des conflits. On va chercher à limiter les réductions : on pose $\text{action}(s, a) = \text{reduce}X\beta$ si et seulement si $[X \rightarrow \beta \cdot] \in s$ et $a \in \text{FOLLOW}(X)$. On obtient la classe de grammaire $S(\text{imple})LR(1)$.

12.2.2 $LR(1)$

Cette classe étant restrictive, on introduit une classe de grammaires encore plus large : $LR(1)$, au prix de tables encore plus grandes. Dans l'analyse $LR(1)$, les items ont la forme : $[X \rightarrow \alpha \cdot \beta, a]$. Les transitions de l'automate $LR(1)$ non déterministe sont :

$$\begin{aligned}
[Y \rightarrow \alpha \cdot a\beta, b] &\rightarrow^a [Y \rightarrow \alpha a \cdot \beta, b] \\
[Y \rightarrow \alpha \cdot a\beta, b] &\rightarrow^a [Y \rightarrow \alpha a \cdot \beta, b] \\
[Y \rightarrow \alpha \cdot X\beta, b] &\rightarrow^X [Y \rightarrow \alpha X \cdot \beta, b] \\
[Y \rightarrow \alpha \cdot X\beta, b] &\rightarrow^\epsilon [X \rightarrow \cdot \gamma, c] \text{ pour tout } c \in \text{FIRST}(\beta b)
\end{aligned}$$

L'état initial est celui qui contient $[S \rightarrow \cdot \alpha, \#]$. On peut déterminer l'automate et construire la table correspondante : on introduit une action de réduction pour (s, a) seulement lorsque s contient un item de la forme $[X \rightarrow \alpha \cdot, a]$.

Pour des questions de puissances de calcul, on introduit la classe $LALR(1)$, lookahead LR, qui est une approximation beaucoup utilisée dans les outils de la famille **yacc**.

Cinquième partie

Cours 5 : 27/10

Table des matières

13 Localisations	20
14 Analyse Syntaxique Elementaire	20
15 Analyse Descendante	21
15.1 Fonctionnement	21
15.2 Programmation	22
15.3 Construction de la Table d'Expansion	22
16 Indentation comme Syntaxe	22

13 Localisations

L'outil `ocamllex` maintient, dans la structure de type `Lexing.lexbuf`, la position courante dans le texte source qui est analysé. On peut alors obtenir la localisation de la dernière chaîne reconnue par `ocamllex`. On peut utiliser ces informations pour localiser les erreurs de syntaxe, mais aussi de potentielles erreurs lexicales comme une chaîne ou un commentaire non fermé. L'outil `Menhir`² récupère ces informations et les fournit dans deux valeurs `$startpos` et `$endpos`, qui, dans une action sémantique, correspondent au début et à la fin du texte reconnu par la règle de grammaire. On peut alors stocker cette information dans l'arbre de syntaxe abstraite.

14 Analyse Syntaxique Elementaire

On va ici construire un analyseur syntaxique pour des expressions arithmétiques incluant :

- des constantes
- des additions
- des multiplications
- des parenthèses

On part d'un analyseur lexical, par exemple écrit avec `ocamllex` :

```
type token =  
  | CONST of int  
  | PLUS  
  | TIMES  
  | LEFTPAR  
  | RIGHTPAR  
  | EOF
```

et on veut obtenir un arbre de syntaxe abstraite :

```
type expr =  
  | Const of int  
  | Add of expr * expr  
  | Mul of expr * expr
```

On écrit un parser dans le fichier `Menhir`, puis, juste en dessous dans le fichier, l'analyseur syntaxique.

2. L'outil `Cairn` permet de visualiser l'analyse de `Menhir`.

Remarque 14.0.0.1. *Conseil : Commencer par écrire un pretty-printer, ici, en OcamL avec la bibliothèque `Format` :*

```
open Format
let rec print_expr fmt = function
| Add (e1, e2) -> fprintf fmt "%a +@ %a" print_expr e1 print_expr e2
| e             -> print_term fmt e
and print_term fmt = function
| Mul (e1, e2) -> fprintf fmt "%a *@ %a" print_term e1 print_term e2
| e             -> print_factor fmt e
and print_factor fmt = function
| Const n -> fprintf fmt "%d" n
| e       -> fprintf fmt "(@[%a@])" print_expr e
```

L'analyseur syntaxique suit la même structure que la fonction d'affichage³. C'est ça, le bon conseil de Gilles Kahn :

```
let rec parse_expr () =
  let e = parse_term () in
  if !t = PLUS then (next (); Add (e, parse_expr ())) else e
and parse_term () =
  let e = parse_factor () in
  if !t = TIMES then (next (); Mul (e, parse_term ())) else e
and parse_factor () = match !t with
| CONST n -> next (); Const n
| LEFTPAR -> next ();
  let e = parse_expr () in
  if !t <> RIGHTPAR then error ();
  next (); e
| _ -> error ()
```

Remarque 14.0.0.2. *On pourrait inclure l'analyse lexicale dans un tel code, avec d'autres fonctions récursives pour lire les constantes entières, ignorer les blancs, etc... Pour des opérateurs associatifs à gauche, le code sera légèrement différent mais le principe reste le même.*

15 Analyse Descendante

15.1 Fonctionnement

On va procéder par expansions successives du non-terminal le plus à gauche (dérivation gauche) en partant de S et en utilisant une table qui indique pour un non-terminal X à développer et les k premiers caractères de l'entrée, l'expansion $X \rightarrow \beta$ à effectuer. Dans la suite, on va prendre $k = 1$, et on va noter $T(X, c)$ cette table. En pratique, on suppose qu'un symbole terminal $\#$ dénote la fin de l'entrée, et la table indique donc également l'expansion de X lorsqu'on atteint la fin de l'entrée. On utilise une pile qui est un mot de $(N \cup T)^*$. Initialement, la pile est réduite au symbole de départ. A chaque instant, on va ensuite examiner le sommet de la pile et le premier caractère c de l'entrée :

- Si la pile est vide, on s'arrête ; il y a succès ssi c est $\#$.
- Si le sommet de la pile est un terminal a , alors a doit être égal à c , on dépile alors a et on consomme c ; sinon on échoue.
- Si le sommet de la pile est un non terminal X , on remplace X par le mot $\beta = T(X, c)$ en sommet de pile, en empilant les caractères de β en partant du dernier ; sinon on échoue

3. Le code n'est pas complet, cf page du cours

15.2 Programmation

Un analyseur descendant se programme en introduisant une fonction pour chaque non terminal de la grammaire. Chaque fonction examine l'entrée, et selon le cas, la consomme ou appelle récursivement les fonctions correspondant à d'autres non terminaux, selon la table d'expansion.

Remarque 15.2.0.1. — *La table d'expansion n'est alors pas explicite : elle est dans le code de chaque fonction.*

- *La pile n'est pas explicite, elle est réalisée par la pile d'appels.*
- *En pratique il faut construire l'arbre de syntaxe abstraite.*

15.3 Construction de la Table d'Expansion

Pour décider si on réalise l'expansion $X \rightarrow \beta$ lorsque le premier caractère de l'entrée est c , on va chercher à déterminer si c fait partie des premiers caractères des mots reconnus par β . Une difficulté se pose pour une production telle que $X \rightarrow \varepsilon$, et il faut alors considérer l'ensemble des caractères qui peuvent suivre X . On utilise donc à nouveau les fonctions **first** et **follow** : Pour chaque production $X \rightarrow \beta$

- On pose $T(X, a) = \beta$ pour tout $a \in \mathbf{first}(\beta)$
- Si $\mathbf{null}(\beta)$, on pose aussi $T(X, a) = \beta$ pour tout $a \in \mathbf{follow}(X)$.

Il peut y avoir plusieurs éléments dans une même case :

Définition 15.3.1. *Une grammaire est dite $LL(1)$ si, dans la table précédente, il y a au plus une production dans chaque case.*

Une grammaire récursive gauche, i.e. contenant des productions de la forme : $X \rightarrow X\alpha|\beta$, ne sera jamais $LL(1)$. En effet, les **first** seront les mêmes pour ces deux productions. En particulier,

la grammaire :
$$\begin{array}{l} E \rightarrow E + T \\ \quad \rightarrow T \\ T \rightarrow T * F \\ \quad \rightarrow F \\ F \rightarrow (E) \\ \quad \rightarrow \mathbf{int} \end{array}$$
 n'est pas $LL(1)$. Plus généralement, si une grammaire contient $X \rightarrow$

$a\alpha + a\beta$. Il faut alors factoriser (à gauche) les productions qui commencent par le même terminal.

16 Indentation comme Syntaxe

Dans certains langages, l'indentation (blancs de début de ligne/alignement vertical) est utilisée pour définir la syntaxe. L'analyseur lexical introduit des lexèmes **NEWLINE** (fin de ligne), **INDENT** (quand l'indentation augmente) et **DEDENT** (quand elle diminue). Il suffit alors de les utiliser dans la grammaire du langage.

Sixième partie

Cours 6 : 10/11

Table des matières

17 Typage	23
17.1 Objectifs du Typage	23
18 Typage Monomorphe	24
18.1 Définitions	24
18.2 Implémentation sur Mini-ML	24
18.3 Sûreté du typage	26
19 Polymorphisme Paramétrique	27
19.1 Système F	27
19.2 Système de Hindley-Milner	28
19.3 Algorithme W	29
19.4 Unification Algorithmique	30
20 Extensions	30

17 Typage

Que faire lorsqu'on ajoute deux éléments de deux types différents ? Par exemple "5" et 37. Si on additionne deux expressions arbitraires, $e_1 + e_2$, comment déterminer si cela est légal, et que doit on faire le cas échéant ? La réponse est le typage, une analyse qui associe un type à chaque valeur/expression dans le but de rejeter les programmes incohérents. Certains langages sont typés dynamiquement, les types sont associés aux valeurs et utilisés pendant l'exécution, et d'autres sont typés statiquement, les types sont associés aux expressions et utilisés pendant la compilation du programme.

Well typed programs cannot go wrong - Milner

17.1 Objectifs du Typage

Le typage doit :

- être décidable
- rejeter les programmes absurdes dont l'évaluation échouerait, c'est la sûreté du typage
- pas rejeter trop de programmes non-absurdes, i.e. le système de types doit être expressifs.

On peut par exemple :

- Annoter toutes les sous-expressions par un type
- Annoter seulement les déclarations de variables
- Annoter seulement les paramètres de fonctions
- Ne rien annoter et tout inférer.

Un algorithme de typage doit avoir les propriétés de :

- Correction : si l'algorithme répond "oui", alors le programme est effectivement bien typé
- Complétude : si le programme est bien typé, alors l'algorithme doit répondre "oui"
- Principauté (pas obligatoire) : le type calculé pour une expression est le plus général possible

18 Typage Monomorphe

18.1 Définitions

On se donne des types simples, dont la syntaxe abstraite est :

$$\tau \mid \text{int} \mid \text{bool} \mid \dots$$

$$\begin{array}{l} \tau \rightarrow \tau \\ \tau \times \tau \end{array}$$

Le jugement de typage se note : $\Gamma \vdash e : \tau$ et se lit : *dans l'environnement Γ , l'expression e a le type τ* . On possède alors des règles d'inférences :

$$\frac{}{\Gamma \vdash x : \Gamma(x)} \quad \frac{}{\Gamma \vdash n : \text{int}} \quad \frac{}{\Gamma \vdash + : \text{int} \times \text{int} \rightarrow \text{int}}$$

$$\frac{\Gamma \vdash x : \tau_1 \vdash e : \tau_2}{\Gamma \vdash \text{fun } x \rightarrow e : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \quad \frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau \quad \Gamma \vdash e_2 : \tau'}{\Gamma \vdash e_1 \ e_2 : \tau}$$

$$\frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau_1 \quad \Gamma \vdash e_2 : \tau_2}{\Gamma \vdash (e_1, e_2) : \tau_1 \times \tau_2} \quad \frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau_1 \quad \Gamma \vdash x : \tau_1 \vdash e_2 : \tau_2}{\Gamma \vdash \text{let } x = e_1 \text{ in } e_2 : \tau_2}$$

$\Gamma + x : \tau$ est l'environnement Γ' défini par $\Gamma'(x) = \tau$ et $\Gamma'(y) = \Gamma(y)$ sinon.

En revanche, on ne peut pas typer le programme 1 2, ni le programme `fun x → x x` car $\tau_1 = \tau_1 \rightarrow \tau_2$ n'a pas de solution, les types étant finis. On peut montrer $\emptyset \vdash \text{fun } x \rightarrow x : \text{int} \rightarrow \text{int}$ mais aussi $\emptyset \vdash \text{fun } x \rightarrow x : \text{bool} \rightarrow \text{bool}$. Ce n'est tout de même pas du polymorphisme, pour une occurrence donnée de `fun x → x`, il faut choisir un type. Ainsi, le terme `let f in fun x → x(f 1, f true)` n'est pas typable car il n'y a pas de type τ tel que : $f : \tau \rightarrow \tau \vdash (f \ 1, f \ \text{true}) : \tau_1 \times \tau_2$. En particulier, on ne peut pas donner un type satisfaisant à une primitive, mais on peut donner une règle de typage pour l'application de celle-ci :

$$\frac{\Gamma \vdash e : \tau_1 \times \tau_2}{\Gamma \vdash \text{fste} : \tau_1}$$

ou

$$\frac{\Gamma \vdash e : \tau \rightarrow \tau}{\Gamma \vdash \text{opfixe} : \tau}$$

Si on souhaite se limiter à des fonctions, on peut modifier ainsi :

$$\frac{\Gamma \vdash e : (\tau_1 \rightarrow \tau_2) \rightarrow (\tau_1 \rightarrow \tau_2)}{\Gamma \vdash \text{opfix } e : \tau_1 \rightarrow \tau_2}$$

Quand on type `fun x → e`, comment trouve-t-on le type à donner à x ? C'est toute la différence entre les règles de typage, qui définissent la relation ternaire $\Gamma \vdash e : \tau$ et l'algorithme de typage qui vérifie qu'une certaine expression e est bien typée dans un certain environnement Γ .

18.2 Implémentation sur Mini-ML

On définit une syntaxes abstraite des types, et donc dans le type des expressions, on demande que le constructeur `Fun` prenne également le type de l'entrée comme argument. L'environnement Γ est réalisé par une structure persistante, par exemple le module `Map` d'OCaml. (Insertion et recherche en $\mathcal{O}(\log n)$).

```
type typ =
| Tint
| Tarrow of typ * typ
| Tproduct of typ * typ

type expression =
| Var of string
| Const of int
| Op of string
| Fun of string * typ * expression (* seul changement *)
| App of expression * expression
| Pair of expression * expression
| Let of string * expression * expression
```


On peut alors passer à l'inférence de la vérification des types.

```
let rec type_expr env = function
| Const _ -> Tint
| Var x -> Smap.find x env
| Op "+" -> Tarrow (Tproduct (Tint, Tint), Tint)
| Pair (e1, e2) ->
    Tproduct (type_expr env e1, type_expr env e2)
| Fun (x, ty, e) ->
    Tarrow (ty, type_expr (Smap.add x ty env) e)
| Let (x, e1, e2) ->
    type_expr (Smap.add x (type_expr env e1) env) e2
| App (e1, e2) -> begin match type_expr env e1 with
| Tarrow (ty2, ty) ->
    if type_expr env e2 = ty2 then ty
    else failwith "erreur : argument de mauvais type"
| _ ->
    failwith "erreur : fonction attendue"
end
end
```

Les seules vérifications se trouvent dans la partie sur l'application de fonctions.

On ne renvoie pas un `failwith "erreur de typage"`, mais on indique l'origine du problème avec précision et on conserve les types pour les phases ultérieures du compilateur :

- D'une part, on ajoute aux noeuds des arbres en entrée du typage une localisation dans le fichier source :

```
type expression = {
  desc : desc;
  loc : loc;
}
and desc =
| Var of string
| Const of int
| Op of string
| Fun of string * typ * expression (* seul changement *)
| App of expression * expression
| Pair of expression * expression
| Let of string * expression * expression
```

```
exception Error of loc * string
```

On peut la lever en modifiant le rendu en sortie :

```
let rec type_expr env e = match e.desc with
| ...
| App (e1, e2) -> begin match type_expr env e1 with
| Tarrow (ty2, ty) ->
    if type_expr env e2 <> ty2 then
      raise (Error (e2.loc, "argument de mauvais type"));
    ...

try
  let p = Parser.parse file in
  let t = Typing.program p in
  ...
with Error (loc, msg) ->
  Format.eprintf "File '%s', line ...\n" file loc;
```

```
Format.eprintf "error: %s@." msg;
exit 1
```

— D'autre part, on décore les arbres en sortie du typage avec des types :

```
type texpression = {
  tdesc: tdesc;
  typ : typ;
}
and tdesc =
| Tvar of string
| Tconst of int
| Top of string
| Tfun of string * typ * texpression
| Tapp of texpression * texpression
| Tpair of texpression * texpression
| Tlet of string * texpression * texpression
```

C'est un *autre* type d'expressions.

La fonction de typage reconstruit des arbres, cette fois typés :

```
let rec type_expr env e =
  let d, ty = compute_type env e in
  { tdesc = d; typ = ty }

and compute_type env e = match e.desc with
| Const n ->
  Tconst n, Tint
| Var x ->
  Tvar x, Smap.find x env
| Pair (e1, e2) ->
  let te1 = type_expr env e1 in
  let te2 = type_expr env e2 in
  Tpair (te1, te2), Tproduct (te1.typ, te2.typ)
| ...
```

18.3 Sûreté du typage

Lemme 18.3.1 (Progression). *Si $\emptyset \vdash e : \tau$ alors soit e est une valeur, soit il existe e' tel que $e \rightarrow e'$.*

Démonstration. On procède par récurrence sur la dérivation $\emptyset \vdash e : \tau$.
Supposons par exemple $e = e_1 e_2$:

$$\frac{\emptyset \vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau \quad \emptyset \vdash e_2 : \tau'}{\emptyset \vdash e_1 e_2 : \tau}$$

On applique l'HR à e_1 :

- Si $e_1 \rightarrow e'_1$ alors $e_1 e_2 \rightarrow e'_1 e_2$.
- Si e_1

■

Lemme 18.3.2 (Permutation). *Si $\Gamma + x : \tau_1 + y : \tau_2 \vdash e : \tau$ et $x \neq y$ alors $\Gamma + y : \tau_2 + x : \tau_1 \vdash e : \tau$ et la dérivation a même hauteur.*

Démonstration. Récurrence immédiate

■

Lemme 18.3.3 (Affaiblissement). *Si $\Gamma e : \tau$ et $x \notin \text{dom}(\Gamma)$ alors $\Gamma + x : \tau' \vdash e : \tau$ et la dérivation a même hauteur.*

Démonstration. Récurrence Immédiate ■

Lemme 18.3.4 (Préservation par Substitution). *Si $\Gamma + x : \tau' \vdash e : \tau$ et $\Gamma \vdash e' : \tau'$ alors $\Gamma \vdash e[x \leftarrow e'] : \tau$*

Démonstration. Preuve par récurrence sur la hauteur de la dérivation $\Gamma + x : \tau' \vdash e : \tau$:

- Cas d'une variable $e = y$
 - Si $x = y$ alors $e[x \leftarrow e'] = e'$ et $\tau = \tau'$
 - Sinon, $e[x \leftarrow e'] = e$ et $\tau = \Gamma(y)$
- Cas d'une abstraction $e = \text{fun } y \rightarrow e_1$.
 On peut supposer, par α -conversion $y \neq x, y \notin \text{dom}(\Gamma)$ et y non libre dans e' . On a :
 $\Gamma + x : \tau' + y : \tau_2 \vdash e_1 : \tau_1$ et donc $\Gamma + y : \tau_2 + x : \tau' \vdash e_1 : \tau_1$ par permutation. D'autre part,
 $\Gamma \vdash e' : \tau'$ et donc par affaiblissement $\Gamma + y : \tau_2 \vdash e' : \tau'$.
 Par HR on a donc $\Gamma + y : \tau_2 \vdash e_1[x \leftarrow e'] : \tau_1$ et donc $\Gamma \vdash (\text{fun } y \rightarrow e_1)[x \leftarrow e'] : \tau_2 \rightarrow \tau_1$
 i.e. $\Gamma \vdash e[x \leftarrow e'] : \tau$ ■

Lemme 18.3.5 (Préservation). *Si $\emptyset \vdash e : \tau$ et $e \rightarrow e'$ alors $\emptyset \vdash e' : \tau$.*

Démonstration. Par récurrence sur la dérivation $\emptyset \vdash e : \tau$. ■

Théorème 18.3.6. *Si $\emptyset \vdash e : \tau$, alors la réduction de e est infinie ou se termine sur une valeur. De manière équivalente : si $\emptyset \vdash e : \tau$ et $e \xrightarrow{*} e'$ et e' irréductible, e' est une valeur.*

Remarque 18.3.6.1. *Ceci signifie qu'un programme bien typé ne plante pas, au sens de la sémantique à petits pas.*

Démonstration. On a $e \rightarrow e_1 \rightarrow \dots \rightarrow e'$ et par applications répétées du lemme de préservation, on a donc $\emptyset \vdash e' : \tau$. Par le lemme de progression, e' se réduit ou est une valeur, c'est donc une valeur. ■

Il est toutefois contraignant de donner un type unique à $\text{fun } x \rightarrow x$ dans $\text{let fun } x \rightarrow x \text{ in } \dots$. De même on aimerait pouvoir donner plusieurs types aux primitives : c'est le polymorphisme paramétrique.

19 Polymorphisme Paramétrique

19.1 Système F

On étend l'algèbre des types :

τ	$\text{int} \mid \text{bool} \mid \dots$
	$\tau \rightarrow \tau$
	$\tau \times \tau$
	$\alpha : \text{variable de type}$
	$\forall \alpha. \tau : \text{type polymorphe}$

Définition 19.1.1. On note $\mathcal{L}(\tau)$ l'ensemble des variables de types libres dans τ , défini par :

$$\begin{aligned}
 \mathcal{L}(\text{int}) &= \emptyset \\
 \mathcal{L}(\alpha) &= \{\alpha\} \\
 \mathcal{L}(\tau_1 \rightarrow \tau_2) &= \mathcal{L}(\tau_1) \cup \mathcal{L}(\tau_2) \\
 \mathcal{L}(\tau_1 \times \tau_2) &= \mathcal{L}(\tau_1) \cup \mathcal{L}(\tau_2) \\
 \mathcal{L}(\forall \alpha. \tau) &= \mathcal{L}(\tau) \setminus \{\alpha\}
 \end{aligned}$$

Pour un environnement Γ on définit aussi $\mathcal{L}(\Gamma) = \bigcup_{x \in \text{dom}(\Gamma)} \mathcal{L}(\Gamma(x))$

Définition 19.1.2. On note $\tau [\alpha \leftarrow \tau']$ la substitution de α par τ' dans τ , définie par :

$$\begin{aligned}
\text{int} [\alpha \leftarrow \tau'] &= \text{int} \\
\alpha [\alpha \leftarrow \tau'] &= \tau' \\
\beta [\alpha \leftarrow \tau'] &= \beta \text{ si } \beta \neq \alpha \\
(\tau_1 \rightarrow \tau_2) [\alpha \leftarrow \tau'] &= \tau_1 [\alpha \leftarrow \tau'] \rightarrow \tau_2 [\alpha \leftarrow \tau'] \\
\text{int} [\alpha \leftarrow \tau'] &= \text{int} \\
\text{int} [\alpha \leftarrow \tau'] &= \text{int} \\
\text{int} [\alpha \leftarrow \tau'] &= \text{int}
\end{aligned}$$

Les règles sont les mêmes qu'auparavant, plus :

$$\frac{\Gamma \vdash e : \tau \quad \alpha \notin \mathcal{L}(\Gamma)}{\Gamma \vdash e : \forall \alpha. \tau} \text{ et } \frac{\Gamma \vdash e : \forall \alpha. \tau}{\Gamma \vdash e : \tau [\alpha \leftarrow \tau']}$$

Le système obtenu s'appelle le système F.

Il permet de donner un type satisfaisant aux primitives : $\mathbf{fst} : \forall \alpha. \forall \beta. \alpha \times \beta \rightarrow \alpha$. La condition $\alpha \notin \mathcal{L}(\Gamma)$ est cruciale, sinon on accepterait le programme $(\mathbf{fun} \ x \rightarrow x) \ 1 \ 2$.

Pour des termes sans annotations les deux problèmes d'inférence et de vérification ne sont pas décidables.

19.2 Système de Hindley-Milner

	τ	$\text{int} \mid \text{bool} \mid \dots$
		$\tau \rightarrow \tau$
		$\tau \times \tau$
On limite la quantification \forall en tête des types (quantification préfixe.)	α	variable de type
	σ	τ : schéma
		$\forall \alpha. \sigma$

L'environnement Γ associe un schéma de type à chaque identificateur et la relation de typage a maintenant la forme $\Gamma \vdash e : \sigma$.

On modifie toutes les règles :

$$\begin{aligned}
&\overline{\Gamma \vdash x : \Gamma(x)} \quad \overline{\Gamma \vdash n : \text{int}} \quad \overline{\Gamma \vdash + : \text{int} \times \text{int} \rightarrow \text{int}} \\
&\frac{\Gamma \vdash x : \tau_1 \vdash e : \tau_2}{\Gamma \vdash \mathbf{fun} \ x \rightarrow e : \tau_1 \rightarrow \tau_2} \quad \frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau \quad \Gamma \vdash e_2 : \tau'}{\Gamma \vdash e_1 \ e_2 : \tau} \\
&\frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau_1 \quad \Gamma \vdash e_2 : \tau_2}{\Gamma \vdash (e_1, e_2) : \tau_1 \times \tau_2} \quad \frac{\Gamma \vdash e_1 : \sigma_1 \quad \Gamma \vdash x : \sigma_1 \vdash e_2 : \sigma_2}{\Gamma \vdash \mathbf{let} \ x = e_1 \ \mathbf{in} \ e_2 : \sigma_2} \\
&\frac{\Gamma \vdash e : \sigma \quad \alpha \notin \mathcal{L}(\Gamma)}{\Gamma \vdash e : \forall \alpha. \sigma} \quad \frac{\Gamma \vdash e : \forall \alpha. \sigma}{\Gamma \vdash e : \sigma [\alpha \leftarrow \tau']}
\end{aligned}$$

On note que seule la construction \mathbf{let} permet d'introduire un type polymorphe dans l'environnement.

Pour programmer une vérification ou une inférence de type, on procède récursivement sur la structure du programme, ce qui semble devoir se faire en temps exponentiel. Nous allons alors modifier la présentation du système de Hindley-Milner pour qu'il soit dirigé par la syntaxe (syntax-directed), i.e., pour toute expression, au plus une règle s'applique. Les règles ont la même puissance d'expression : tout terme clos est typable dans un système si et seulement si il est typable dans l'autre :

$$\frac{\tau \leq \Gamma(x)}{\Gamma \vdash x : \tau} \quad \frac{}{\Gamma \vdash n : \text{int}} \quad \frac{\tau \leq \mathbf{type}(op)}{\Gamma \vdash op : \tau}$$

$$\frac{\Gamma + x:\tau_1 \vdash e:\tau_2}{\Gamma \vdash \text{fun } x \rightarrow e:\tau_1 \rightarrow \tau_2} \quad \frac{\Gamma \vdash e_1:\tau' \rightarrow \tau \quad \Gamma \vdash e_2:\tau'}{\Gamma \vdash e_1 \ e_2:\tau}$$

$$\frac{\Gamma \vdash e_1:\tau_1 \quad \Gamma \vdash e_2:\tau_2}{\Gamma \vdash (e_1, e_2):\tau_1 \times \tau_2} \quad \frac{\Gamma \vdash e_1:\tau_1 \quad \Gamma + x:\text{Gen}(\tau_1, \Gamma) \vdash e_2:\tau_2}{\Gamma \vdash \text{let } x = e_1 \text{ in } e_2:\tau_2}$$

Deux opérations apparaissent :

- L'instanciation : $\tau \leq \sigma$ se lit τ est une instance de σ et est définie par :

$$\tau \leq \forall \alpha_1 \dots \alpha_n. \tau' \Leftrightarrow \exists \tau_1 \dots \exists \tau_n. \tau = \tau' [\alpha_1 \leftarrow \tau_1, \dots, \alpha_n \leftarrow \tau_n]$$

- La généralisation :

$$\text{Gen}(\tau_1, \Gamma) = \forall \alpha_1 \dots \forall \alpha_n. \tau_1 \text{ où } \{\alpha_1, \dots, \alpha_n\} = \mathcal{L}(\tau_1) \setminus \mathcal{L}(\Gamma)$$

Pour inférer le type d'une expression il reste des problèmes : quel type donner dans la définition d'une fonction, quelle instance de $\Gamma(x)$ choisir ? Il existe une solution, l'algorithme W.

19.3 Algorithme W

On utilise de nouvelles variables de types pour représenter les types inconnus, et on détermine la valeur de ces variables plus tard par unification entre types au moment du typage de l'application.

Définition 19.3.1. Si τ_1, τ_2 sont des types contenant des variables de types α_i . On appelle *unification* une instanciation f des variables α_i telle que $f(\tau_1) = f(\tau_2)$.

Définition 19.3.2. *unifier*(τ_1, τ_2) détermine s'il existe une instance des variables de types de τ_1 et τ_2 telle que $\tau_1 = \tau_2$. :

- *unifier*(τ, τ) = \top
- *unifier*($\tau_1 \rightarrow \tau'_1, \tau_2 \rightarrow \tau'_2$) = *unifier*(τ_1, τ_2); *unifier*(τ'_1, τ'_2)
- *unifier*
- *unifier*(α, τ) = si $\alpha \notin \mathcal{L}(\tau)$, remplacer α par τ partout, sinon échec
- *unifier*(τ, α) = *unifier*(α, τ)
- Sinon, échec.

On définit une fonction W qui prend en arguments un environnement Γ et une expression e et renvoie le type inféré pour e .

- Si e est une variable x , renvoyer une instance triviale de $\Gamma(x)$.
- Si e est une constante c , renvoyer une instance triviale de son type (penser à $[] : \alpha \text{list}$)
- Si e est une primitive op , renvoyer une instance triviale de son type.
- Si e est une paire (e_1, e_2) , calculer $\tau_1 = W(\Gamma, e_1)$, $\tau_2 = W(\Gamma, e_2)$, renvoyer $\tau_1 \times \tau_2$.
- Si e est une fonction **fun** $x \rightarrow e_1$, soit α une nouvelle variable, calculer $\tau = W(\Gamma + x : \alpha, e_1)$ et renvoyer $\alpha \rightarrow \tau$.
- Si e est une application $e_1 \ e_2$, calculer τ_1, τ_2 , soit α une nouvelle variable, *unifier*($\tau_1, \tau_2 \rightarrow \alpha$), renvoyer α .
- Si e est **let** $x = e_1$ **in** e_2 , calculer τ_1 et renvoyer $W(\Gamma + x : \text{Gen}(\tau_1, \Gamma), e_2)$.

Théorème 19.3.1 (Damas, Milner, 1982). *L'algorithme W est correct, complet et détermine le type principal :*

- Si $W(\emptyset, e) = \tau$ alors $\emptyset \vdash e : \tau$
- Si $\emptyset \vdash e : \tau$ alors $\tau \leq \forall \alpha. W(\emptyset, e)$

Théorème 19.3.2. *Le système de Hindley-Milner est sûr.*

19.4 Unification Algorithmique

Il existe plusieurs manières de réaliser l'unification :

- En manipulant explicitement une substitution :

```
type tvar = int
type subst = typ TVmap.t
```

- En utilisant des variables de types destructives :

```
type tvar = { id: int; mutable def: typ option; }
```

Il existe également plusieurs façons de coder l'algorithme W :

- Avec des schémas explicites et en calculant $\text{Gen}(\tau, \Gamma)$.
- Avec des niveaux.

20 Extensions

Ajouter de la récursion, ou des types construits (n-uplets, listes, types sommes et produits) se fait sans trop de difficulté, avec par exemple :

$$\frac{\Gamma + f : \tau \rightarrow \tau_1 + x; \tau \vdash e_1 : \tau_1 \quad \Gamma + f : \text{Gen}(\tau \rightarrow \tau_1, \Gamma) \vdash e_2 : \tau_2}{\Gamma \vdash \text{let rec } fx = e_1 \text{ in } e_2 : \tau_2}$$

et

$$\frac{\Gamma \vdash e_1 : \tau \text{ list } \Gamma \vdash e_2 : \tau_1 \quad \Gamma + x : \tau + y : \tau \text{ list } \vdash e_3 : \tau_1}{\Gamma \vdash \text{match } e_1 \text{ with } [] \rightarrow e_2 \mid :: (x, y) \rightarrow e_3 : \tau_1}$$

Pour les références toutefois, simplement les ajouter aux primitives ne fonctionne pas, c'est le problème des références polymorphes.

Définition 20.0.1. *Un programme satisfait le critère de la valeur restriction si toute sous-expression `let` dont le type est généralisé est de la forme `let x = v1 in e2` où v_1 est une valeur.*

Ceci permet une solution très simple pour contourner le problème, c'est une restriction syntaxique.

Toutefois, dans ce cas là, après une première unification, on fixe le type. La solution est alors d' η -expanser pour faire apparaître une fonction, i.e. une valeur. En présence d'un système de modules, la réalité est encore plus complexe.

Septième partie

Cours 7 : 17/11

21 Stratégie d'évaluation et passage des paramètres

21.1 Evaluation

Définition 21.1.1. *Dans la déclaration d'une fonction `function f(x1, ..., xn) = ...`, les variables x_1, \dots, x_n sont appelées paramètres formels de f . Dans l'appel de cette fonction `f(e1, ..., en)`, les expressions e_1, \dots, e_n sont les paramètres effectifs de f .*

Définition 21.1.2. *Dans un langage comprenant des modifications en place, une affectation `e1 := e2` modifie un emplacement mémoire désigné par l'expression e_1 . Celle-ci est limitée à certaines constructions, on parle de valeur gauche pour désigner les expressions légales à gauche d'une affectation.*

Définition 21.1.3. La stratégie d'évaluation d'un langage spécifie l'ordre dans lequel les calculs sont effectués. On peut la définir à l'aide d'une sémantique formelle (cf cours 2). Le compilateur se doit de respecter la stratégie d'évaluation.

On distingue :

- L'évaluation stricte : les opérandes/paramètres effectifs sont évalués avant l'opération/l'appel, par exemple en C, C++, Python, Java, OCaml
- L'évaluation paresseuse : les opérandes/paramètres effectifs ne sont que si nécessaire, par exemple en Haskell, Clojure ou pour les connectives logiques.
- Un langage impératif adopte systématiquement une évaluation stricte, pour garantir une séquentialité des effets de bord qui coïncide avec le texte source. On fait souvent exception des connectives logiques. La non-terminaison est également un effet.
- Un langage purement applicatif, c'est-à-dire sans effets de bord, peut en revanche adopter la stratégie d'évaluation de son choix, car une expression aura toujours la même valeur. On parle de transparence référentielle.

21.2 Passage des Paramètres

La sémantique précise également le mode de passage des paramètres lors d'un appel. On distingue :

- L'appel par valeur : de nouvelles variables représentant les paramètres formels reçoivent les valeurs des paramètres effectifs.

```
let f(x) =
    x := x + 1

main() =
    let v = 41
    f(v)
    print(v) (*affiche 41*)
```

- L'appel par référence : les paramètres formels désignent les mêmes valeurs gauches que les paramètres effectifs

```
let f(x) =
    x := x + 1

main() =
    let v = 41
    f(v)
    print(v) (*affiche 42*)
```

- L'appel par nom : les paramètres effectifs sont substitués aux paramètres formels, et donc évalués seulement si nécessaire

```
let f(x, y, z) =
    x*x + y*y

main() =
    int v := 41
    f(v)
    print(v) (*affiche 41*)
```

- L'appel par nécessité : les paramètres effectifs ne sont évalués que si nécessaire, mais au plus une fois

21.3 Exemples

21.3.1 Le Langage C

Le langage C est un langage impératif relativement bas niveau, notamment parce que la notion de pointeur, et d'arithmétique de pointeur, y est explicite. On peut le considérer inversement comme un assembleur de haut niveau.

Le langage C est muni d'une stratégie d'évaluation stricte avec appel par valeur. L'ordre d'évaluation n'est pas spécifié.

On trouve en C :

- Des types de base tels que `char`, `int`, `bool`, `float`...
- Un type τ^* des pointeurs vers des valeurs de type τ . Si p est un pointeur de type τ^* , alors $*p$ désigne la valeur pointée par p , de type τ . Si e est une valeur gauche de type τ , alors $\&e$ est un pointeur sur l'emplacement mémoire correspondant de type τ^* .
- Des enregistrements appelés structures.

En C une valeur gauche est de la forme :

- x , une variable
- $*e$, le déréférencement d'un pointeur
- $e.x$ l'accès à un champ de structure si e est elle-même une valeur gauche
- $t[e]$ qui est en réalité $*(t+e)$
- $e \rightarrow x$ qui n'est autre que $(*e).x$

L'appel par valeur implique que les structures sont copiées lorsqu'elles sont passées en paramètres ou renvoyées. Les structures sont également copiées lors des affectations de structures, i.e. des affectations de la forme $x = y$, où x et y ont le type `struct S` :

```
struct S { int a; int b; };

void f(struct S x) {
    x.b = x.b + 1;
}

int main() {
    struct S v = { 1, 2 };
    f(v);
    // v.b vaut toujours 2
}
```

On peut simuler un passage par référence en passant un pointeur explicite :

```
void incr(int *x) {
    *x = *x + 1;
}

int main() {
    int v = 41;
    incr(&v);
    // v vaut maintenant 42
}
```

Mais ce n'est que le passage d'un pointeur par valeur.

Pour éviter le coût des copies, on passe des pointeurs sur les structures le plus souvent.

```
struct S { int a; int b; };

void f(struct S *x) {
    x->b = x->b + 1;
}
```



```

}

int main() {
    struct S v = { 1, 2 };
    f(&v);
    // v.b vaut maintenant 3
}

```

La manipulation explicite de pointeurs peut être dangereuse :

```

int* p() {
    int x;
    ...
    return &x;
}

```

Cette fonction renvoie un pointeur qui correspond à un emplacement sur la pile qui vient justement de disparaître (à savoir le tableau d’activation de `p`), et qui sera très probablement réutilisé rapidement par un autre tableau d’activation. On parle de référence fantôme (dangling reference).

On peut déclarer un tableau ainsi : `int t[10];`. La notation `t[i]` n’est que du sucre syntaxique pour `*(t+i)` où `t` désigne un pointeur sur le début d’une zone contenant 10 entiers et `+` désigne une opération d’arithmétique de pointeur. Le premier élément du tableau est donc `t[0]` i.e. `*t`. Quand on passe un tableau en paramètre, on ne fait que passer le pointeur. On ne peut pas affecter des tableaux, seulement des pointeurs : On ne peut pas écrire :

```

void p() {
    int t[3];
    int u[3];
    t = u; // <- erreur
}

```

car `t` et `u` sont des tableaux. Mais on peut écrire :

```

void q(int t[3], int u[3]) {
    t = u;
}

```

car c’est exactement pareil que :

```

void q(int *t, int *t) {
    t = u;
}

```

et l’affectation de pointeurs est autorisée.

21.3.2 Le langage C++

En C++ on trouve les types et constructions du C, avec une stratégie d’évaluation stricte. Le mode de passage est par valeur par défaut, mais on trouve aussi un passage par référence indiqué par le symbole `&` au niveau de l’argument formel :

```

void f(int &x) {
    x = x + 1;
}

int main() {
    int v = 41;
    f(v);
    // v vaut maintenant 42
}

```

En particulier, c'est le compilateur qui a pris l'adresse de `v` au moment de l'appel, et qui a déréféré l'adresse `x` dans la fonction `f`. On peut aussi passer une structure par référence :

```
struct S { int a; int b; };
void f(struct S &x) {
    x.b = x.b + 1;
}
int main() {
    struct S v = { 1, 2 };
    f(v);
    // v.b vaut maintenant 3
}
```

et des pointeurs par référence, par exemple pour ajouter un élément dans un arbre :

```
struct Node { int elt; Node *left, *right; };

void add(Node* &t, int x) {
    if (t == NULL) t = create(NULL, x, NULL);
    else if (x < t->elt) add(t->left, x);
    else if (x > t->elt) add(t->right, x);
}
```

21.3.3 Le langage OCaml

OCaml est muni d'une stratégie d'évaluation stricte, avec appel par valeur. L'ordre d'évaluation n'est pas spécifié.

Une valeur est soit d'un type primitif (booléen, caractère, entier machine, ...), soit un pointeur vers un bloc mémoire (tableau, enregistrement, constructeur non constant, ...) alloué sur le tas en général. Les valeurs gauches sont les éléments de tableaux et les champs mutables d'enregistrements.

Une référence est un enregistrement :

```
type 'a ref = { mutable contents: 'a }
let (!) r = r.contents
let (:=) r v = r.contents <- v
```

Une référence est allouée sur le tas. C'est toujours un passage par valeur, d'une valeur qui est un pointeur implicite vers une valeur mutable. Un tableau est également alloué sur le tas.

On peut simuler l'appel par nom en OCaml, en remplaçant les arguments par des fonctions :

```
let f x y =
    if x = 0 then 42 else y + y
(*Peut être réécrite en : *)
let f x y =
    if x () = 0 then 42 else y () + y ()

let v = f (fun () -> 0) (fun () -> failwith "oups")
```

Plus subtilement, on peut aussi simuler l'appel par nécessité :

— On commence par introduire un type pour représenter les calculs paresseux :

```
type 'a value = Value of 'a
           | Frozen of (unit -> 'a)
type 'a by_need = 'a value ref
```

— et une fonction qui évalue un tel calcul si ce n'est pas déjà fait :

```
let force l = match !l with
    | Value v -> v
    | Frozen f -> let v = f () in l := Value v; v
```

C'est de la mémoïsation.

Remarque 21.3.0.1. *La construction `lazy` d'OCaml fait quelque chose de semblable.*

21.3.4 Le langage Java

Java est muni d'une stratégie d'évaluation stricte, avec appel par valeur. L'ordre d'évaluation est spécifié gauche-droite.

Une valeur est soit d'un type primitif (booléen, caractère, entier machine, ...), soit un pointeur vers un objet alloué sur le tas.

```
void f(int x) {  
    x = x + 1;  
}  
int main() {  
    int v = 41;  
    f(v);  
    // v vaut toujours 41  
}
```

Un objet est alloué sur le tas :

```
class C { int f; }  
void incr(C x) {  
    x.f += 1;  
}  
void main () {  
    C r = new C();  
    r.f = 41;  
    incr(r);  
    // r.f vaut maintenant 42  
}
```

C'est toujours un passage par valeur, d'une valeur qui est un pointeur implicite vers un objet.

21.3.5 Le Langage Python

Python est muni d'une stratégie d'évaluation stricte, avec appel par valeur. L'ordre d'évaluation est spécifié gauche-droite (mais droite-gauche pour une affectation). Une valeur est un pointeur vers un objet alloué sur le tas. Un entier est un objet immuable :

```
def f(x) :  
    x += 1  
v = 41  
f(v)  
print(v)
```

Un tableau est un objet mutable :

```
def incr(x):  
    x[1] += 1  
a = [0] * 17  
a[1] = 41  
incr(a)
```

Les modèles d'exécutions de Java, OCaml et Python sont très semblables : uniquement du passage par valeurs, de valeurs atomiques (64 bits), et ce, même si leurs langages de surface sont très différents.

22 Compilation du passage par valeur et par référence

22.1 Micro C++

Considérons la compilation d'un micro fragment de C++ avec :

- des entiers
- des fonctions (mais qui ne renvoient rien)
- du passage par valeur et par référence

On considère le fragment suivant :

$$\begin{array}{lcl}
 E \rightarrow n & C \rightarrow E == E \mid E! = E & \\
 \mid x & \mid E < E \mid E <= E \mid E > E \mid E >= E & \\
 \mid E + E \mid E - E & \mid C & C \\
 \mid E * E \mid E / E & \mid C \parallel C & \\
 \mid - E & \mid !C & \\
 \\
 S \rightarrow x = E; & B \rightarrow \{ S \dots S \} & \\
 \mid \text{if } (C) S & F \rightarrow \text{void } f(X, \dots, X) B & \\
 \mid \text{if } (C) S \text{ else } S & & \\
 \mid \text{while } (C) S & X \rightarrow \text{int } x & \\
 \mid f(E, \dots, E); & \mid \text{int } \&x & \\
 \mid \text{printf}("%d \backslash n", E); & & \\
 \mid \text{int } x, \dots, x; & P \rightarrow F \dots F & \\
 \mid B & \text{int main() } B &
 \end{array}$$

Par exemple, le programme suivant est correct et compile :

```

void fib(int n, int &r) {
  if (n <= 1)
    r = n;
  else {
    int tmp;
    fib(n - 2, tmp);
    fib(n - 1, r);
    r = r + tmp;
  }
}

int main() {
  int f;
  fib(10, f);
  printf("%d\backslash n", f);
}

```

22.2 Variables et Portées

Définition 22.2.1. La portée définit les portions du programme où une variable est visible. Ici, si le corps d'une fonction f mentionne une variable x alors :

- Soit x est un paramètre de f
- Soit x est déclarée plus haut dans un bloc englobant

Par ailleurs, un train peut en cacher un autre.

Par exemple le programme suivant compile :

```

void f(int n) {
    printf("%d\n", n); // affiche 34
    if (n > 0) {
        int n; n = 89;
        printf("%d\n", n); // affiche 89
    }
    if (n > 21) {
        printf("%d\n", n); // affiche 34
        int n; n = 55;
        printf("%d\n", n); // affiche 55
    }
    printf("%d\n", n); // affiche 34
}
int main() {
    f(34);
}

```

Ici, la portée ne dépend que du texte source, on parle de portée lexicale. On peut la réaliser avant ou pendant le typage. La syntaxe abstraite conserve une trace de cette analyse, en identifiant chaque variable de façon unique.

Avant

Arbres de syntaxe abstraite issus de l'analyse syntaxique

Après

Arbres de syntaxe abstraite après le typage

<pre> type pint_expr = PExpr of int PExpr of string ... type pstmt = PSvars of string list PSblock of pstmt list ... </pre>	<pre> type int_expr = Econst of int Evar of ident ... type func = { locals: ident list; ... } </pre>
---	--

Pour l'instant, les variables sont des chaînes de caractères.

Maintenant `ident` est un identifiant : entier, nom unique, enregistrement, etc.

Il existe des langages où la portée est dynamique, i.e. dépend de l'exécution du programme, par exemple Bash.

Il faut choisir un emplacement mémoire pour chaque variable et être capable de calculer cet emplacement à l'exécution. Ici, les variables vont toutes être stockées sur la pile. À chaque fonction en cours d'exécution correspond une portion de la pile, appelée tableau d'activation, qui contient notamment ses paramètres effectifs, l'adresse de retour et ses variables locales. On positionne le registre `%rbp` au milieu de la pile de sorte à retrouver facilement l'emplacement d'une variable en ajoutant 8, 16 etc... En effet, le sommet de pile peut bouger si on y stocke des calculs intermédiaires ou si on est en train de préparer un appel de fonction. Pour chaque variable, le compilateur détermine une position dans la pile. Par exemple, dans le type `ident` :

```
type ident = { offset : int; ... }
```

Pour les paramètres, ce sont +16, +24, etc... Pour les variables, ce sont -8, -16, etc, avec souvent plusieurs solutions possibles.

22.3 Passage Par Valeur

On utilise la bibliothèque `X86_64` pour produire du code assembleur. On concatène les morceaux d'assembleur avec une opération `++`. On suit un schéma de compilation simpliste, utilisant la pile pour stocker les résultats intermédiaires : À l'issue de l'exécution d'une fonction de compilation d'une expression arithmétique, la valeur de l'expression se trouve dans le registre `%rdi` :

```

let rec int_expr = function
  (*on commence par les constantes*)
  | Econst n ->
    movq (imm n) (reg rdi)
  (*et les opérations arithmétiques*)
  | Ebinop (Badd, e1, e2) ->
    int_expr e1 ++
    pushq (reg rdi) ++
    int_expr e2 ++
    popq rsi ++
    addq (reg rsi) (reg rdi)
  | Ebinop (Bsub, e1, e2) ->
    ...

```

Pour une variable, on utilise l'adressage indirect, car la position par rapport à `%rbp` est une constante connue :

```

| Evar { offset = ofs } ->
  movq (ind ~ofs rbp) (reg rdi)

```

De même, les expressions booléennes sont compilées d'une manière très analogue. On prend juste garde au fait que les opérateurs `&&` et `||` doivent être évalués paresseusement :

```

let rec bool_expr = function
  | Bcmp (Beq, e1, e2) ->
    int_expr e1 ++ pushq (reg rdi) ++
    int_expr e2 ++ popq rsi ++
    cmpq (reg rdi) (reg rsi) ++
    sete (reg dil) ++ movzbq (reg dil) rdi
  | ...

```

Les instructions sont compilées avec une fonction :

```

let rec stmt = function
  | Sprintf e ->
    int_expr e ++ call "print_int"
  | Sif (e, s1, s2) ->
    ...
  | Swhile (e, s) ->
    ...
  | Sblock s1 ->
    List.fold_left (fun code s -> code ++ stmt s) nop s1

```

avec :

```

print int: # (en pratique, il faut aussi aligner la pile)
movq %rdi, %rsi
movq $.Sprint int, %rdi
movq $0, %rax
call printf
ret
.data
.Sprint int:
.string "%d\n"

```

Pour appeler une fonction f il faut :

1. Empiler les arguments
2. Appeler le code situé à l'étiquette f
3. Dépiler les arguments

```

| Scall (id, el) ->
  List.fold_left
    (fun acc e -> int_expr e ++ pushq (reg rdi) ++ acc)
    nop el ++
  call (symb id) ++
  addq (imm (8 * List.length el)) (reg rsp)

```

Reste l'affectation $x = e$: le membre de gauche est ici réduit à une variable x et on sait où cette variable est stockée sur la pile :

```

| Sassign ({ offset = ofs }, e) ->
  int_expr e ++
  movq (reg rdi) (ind ~ofs rbp)

```

22.4 Passage par Référence

Pour l'instant on a passé les paramètres par valeur, i.e. le paramètre formel est une nouvelle variable qui prend comme valeur initiale celle du paramètre effectif. En C++, le qualificatif `&` permet de spécifier un passage par référence. Dans ce cas, le paramètre formel désigne la même variable que le paramètre effectif, qui doit donc être une valeur gauche. Pour prendre en compte le passage par référence, on étend encore le type `ident` pour indiquer s'il s'agit d'une variable passée par référence. Dans un appel tel que $f(e)$, le paramètre effectif e n'est plus typé ni compilé de la même manière selon qu'il s'agit d'un paramètre passé par valeur ou par référence. Lorsque le paramètre est passé par référence le typage va donc :

1. Vérifier qu'il s'agit bien d'une valeur gauche (une variable ici)
2. Indiquer qu'elle doit être passée par référence

Une façon de procéder consiste à ajouter une construction de calcul de valeur gauche dans la syntaxe des expressions, et à remplacer le cas échéant, le paramètre effectif e par `Eaddr e`. On modifie alors :

```

type int_expr =
  ...
  | Eaddr of ident

let rec int_expr = function
| Eaddr { offset = ofs; by_reference = br } ->
  leaq (ind ~ofs rbp) rdi ++
  if br then movq (ind rdi) (reg rdi) else nop

```

Il faut modifier aussi le calcul des valeurs droites et de l'affectation, mais pas celui de l'appel grâce à la nouvelle construction :

```

| Evar { offset = ofs; by_reference = br } ->
  movq (ind ~ofs rbp) (reg rdi) ++
  if br then movq (ind rdi) (reg rdi) else nop

| Sassign ({ offset = ofs; by_reference = br }, e) ->
  int_expr e ++
  (if br then movq (ind ~ofs rbp) (reg rsi)
   else leaq (ind ~ofs rbp) rsi) ++
  movq (reg rdi) (ind rsi)

```

Il reste à compiler les déclarations des fonctions :

```

type function_decl =
{ fname : string;
  formals: ident list;

```

```

    locals : ident list;
    body : stmt; }

let function_decl f =
  let fs = List.fold_left (fun fs x -> max fs (abs x.offset)) 0 f.locals in
  ++ stmt f.body ++

```

On obtient alors pour la fonction `swap` par exemple :

```

void swap(int &x, int &y) {
    int tmp;
    tmp = x;
    x = y;
    y = tmp;
}

swap:  pushq %rbp
       movq %rsp, %rbp
       subq $8, %rsp
       movq 16(%rbp), %rdi
       movq 0(%rdi), %rdi
       leaq -8(%rbp), %rsi
       movq %rdi, 0(%rsi)
       movq 24(%rbp), %rdi
       movq 0(%rdi), %rdi
       movq 16(%rbp), %rsi
       movq %rdi, 0(%rsi)
       movq -8(%rbp), %rdi
       movq 24(%rbp), %rsi
       movq %rdi, 0(%rsi)
       movq %rbp, %rsp
       popq %rbp
       ret

```

23 Correction de la Compilation

23.1 Définition de la Correction

Le compilateur doit respecter la sémantique du langage : Si le langage source est muni d'une sémantique \rightarrow_s et le langage machine \rightarrow_m et si e est compilée en $C(e)$ on doit avoir un diagramme

commutatif :

$$\begin{array}{ccc}
 e & \xrightarrow{*}_s & v \\
 \downarrow & & \approx \\
 C(e) & \xrightarrow{*}_m & v'
 \end{array}$$

où $v \approx v'$ exprime que les valeurs coïncident.

23.2 Une Preuve de Correction

On montre ici la correction de la compilation sur les expressions arithmétiques sans variable : $e \rightarrow n \mid e + e$

On se donne une sémantique à réductions pour le langage source :

$$\begin{array}{l}
 v \rightarrow n \\
 E \rightarrow \square \mid E + e \mid v + E
 \end{array}$$

et $n_1 + n_2 \xrightarrow{\varepsilon} n$ avec $n = n_1 + n_2$.

On se donne aussi une sémantique à réductions pour le langage cible. Un état est la donnée de valeurs pour les registres R et d'un état de la mémoire M :

$$R = \{\%rdi \mapsto n; \%rsi \mapsto n; \%rsp \mapsto n\}$$

$$M = \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{Z}$$

La sémantique d'une instruction m se définit par une réduction :

$$R, M, m \xrightarrow{m} R', M'$$

La réduction se définit aisément.

On souhaite montrer que si $e \xrightarrow{*} n$ et si $R, M, \text{code}(e) \xrightarrow{m}^* R', M'$ alors $R'(\%rdi) = n$, où code désigne la fonction de compilation. On procède alors par induction structurelle sur e . On établit alors un résultat plus fort :

Proposition 23.2.1. *Si $e \xrightarrow{*} n$ et $R, M, \text{code}(e) \xrightarrow{m}^* R', M'$ alors :*

$$\begin{cases} R'(\%rdi) = & n \\ R'(\%rsp) = & R(\%rsp) \\ \forall a \geq R(\%rsp), M'(a) = M(a) \end{cases}$$

23.3 A Grande Echelle

Une telle preuve put être effectuée sur un vrai compilateur : CompCert, un compilateur C produisant du code efficace a été formellement vérifié avec Coq. Voir <http://compcert.inria.fr/>