Introduction à la Compilation
Cours 10 : Expérimentations autour des fonctions

Yann Régis-Gianas
yrg@pps.jussieu.fr

PPS - Université Denis Diderot – Paris 7

Compilation des appels de fonction vers une machine virtuelle

Problématique

- Dans ce cours, nous supposerons que les programmes sont bien typés.
- Un appel $f\ e_1, \ldots, e_n$ réalise un **va-et-vient** du flot de contrôle :
  1. L'appelant donne le contrôle au corps de la fonction appelée f.
  2. Le corps de la fonction f est évalué.
  3. Le contrôle est rendu à l'appelant.
- Pour compiler ce mécanisme, l'instruction de branchement va être utile.

Rappel du langage de la machine abstraite à pile

programme		ℓ *instruction* $^+$	
instruction		**remember** n	$n \in \mathbb{N}$
	$\mid$	**add** $\mid$ **mul** $\mid$ **div** $\mid$ **sub**	
	$\mid$	**cmple** $\mid$ **cmpge** $\mid$ **cmpeq**	
	$\mid$	**cmplt** $\mid$ **cmpgt**	
	$\mid$	**getvar** i	$i \in \mathbb{N}$
	$\mid$	**define**	
	$\mid$	**undefine**	
	$\mid$	**branch** ℓ $\mid$ **branchif** ℓ, ℓ	

Rappel du langage source

e		$\ldots$	
	$\mid$	$f \;\; e_1, \ldots, e_n$	(1)
declaration		**def** $f \;\; x_1, \ldots, x_n \;\;\; e$	(2)
programme		$declaration^+$ **in** e	(3)

Exemple de traduction incorrecte

```
I C def succ x      x   1 in succ succ 40    =
                remember 40    ; Pousse 40 sur la pile des résultats intermédiaires.
                define         ; Déplace 40 sur la pile des variables.
                branch ℓ_succ  ; Exécute le corps de la fonction succ.
                define         ; Déplace le résultat sur la pile des variables.
                branch ℓ_succ  ; Exécute de nouveau le corps de la fonction succ.
      ℓ_succ    remember 1     ; Pousse 1 sur la pile.
                getvar 0       ; Récupère la valeur de x.
                add            ; Effectue l'addition.
```

Exercice

Cette traduction est, bien sûr, incorrecte. Comment la corriger ?

Exemple de traduction correcte

$\mathtt{I}\ \ \mathcal{C}\ \textbf{def}\ \mathit{succ}\ x \quad x \quad 1\ \textbf{in}\ \mathit{succ}\ \mathit{succ}\ 40 \quad =$

	remember 40	*; Pousse 40 sur la pile des résultats intermédiaires.*
	define	*; Déplace 40 sur la pile des variables.*
	remember ℓ_1	*; Pousse l'étiquette de continuation du calcul.*
	branch ℓ_{succ}	*; Exécute le corps de la fonction succ.*
ℓ_1 :	**define**	*; Déplace le résultat sur la pile des variables.*
	remember ℓ_2	*; Pousse l'étiquette de continuation du calcul.*
	branch ℓ_{succ}	*; Exécute de nouveau le corps de la fonction succ.*
ℓ_2 :	**exit**	*; Stoppe le calcul.*
ℓ_{succ} :	**remember** 1	*; Pousse 1 sur la pile.*
	getvar 0	*; Récupère la valeur de x.*
	add	*; E ectue l'addition.*
	undefine	*; L'argument x est maintenant indéfini.*
	swap	*; Pousse le second élément de ζ_r à son sommet.*
	ubranch	*; Saute à l'étiquette au sommet de ζ_r.*

Traduction

- $\mathcal{C}\ f\ e_1, \ldots, e_n$

  $\mathcal{C}\ e_1$
  define
  $\ldots$
  $\mathcal{C}\ e_n$
  define
  remember ℓ
  branch ℓ_f
  ℓ $\ldots$

- $\mathcal{C}$ **def** $f\ x_1, \ldots, x_n$ e_1 **in** e_2

  $\mathcal{C}\ e_2$
  exit
  ℓ_f $\mathcal{C}\ e_1$
  undefine
  $\ldots$ *(n fois)* $\ldots$
  undefine
  swap
  ubranch

Extension du langage de la machine virtuelle

- 4 extensions du langage de la machine abstraite sont nécessaires :
  1. On peut pousser des étiquettes sur la pile (**remember** ℓ).
  2. **ubranch** est un branchement à une adresse inconnue fournie au sommet de ζ_r.
  3. **swap** échange les deux éléments au sommet de ζ_r.
  4. **exit** stoppe la machine.

Deux remarques sur l'utilisation des piles

- Il y a beaucoup de tra□c au sommet des deux piles :
  1. Chaque définition de variable provoque un empilement et un dépilement.
  2. Chaque résultat intermédiaire aussi.
- À chaque empilement, on alloue un petit espace mémoire.
- À chaque dépilement, on désalloue un petit espace mémoire.

Exercice

Peut-on pré-allouer l'espace de pile nécessaire à l'évaluation d'une expression e ?
(Astuce : observez la fonction de compilation.)

Calcul de l'espace de pile de variables nécessaire

- On définit la fonction $s_v\ e$ correspondant au nombre maximal de variables nécessaires à l'évaluation de l'expression e (en ne suivant pas les appels de fonctions) :

$$
\begin{array}{rl}
s_v\ x & 0 \\
s_v\ n & 0 \\
s_v\ e_1 \otimes e_2 & max\ s_v\ e_1\ , s_v\ e_2 \\
s_v\ \textbf{let}\ x\ \ e_1\ \textbf{in}\ e_2 & max\ s_v\ e_1\ , 1\ \ s_v\ e_2 \\
s_v\ \textbf{if}\ e_c\ \textbf{then}\ e_1\ \textbf{else}\ e_2 & max\ s_v\ e_c\ , s_v\ e_1\ , s_v\ e_2 \\
s_v\ f\ e_1, \ldots, e_n & max\ n, max_{i \in \{1..n\}}\ s_v\ e_i
\end{array}
$$

Calcul de l'espace de pile de résultats nécessaire

- On définit la fonction $s_r\ e$ correspondant au nombre maximal de résultats temporaires qui peuvent apparaître durant l'évaluation de l'expression e (en ne suivant pas les appels de fonctions) :

$s_v\ x$	1
$s_v\ n$	1
$s_v\ e_1 \otimes e_2$	$max\ s_r\ e_1\ , 1\quad s_r\ e_2$
s_r **let** $x\quad e_1$ **in** e_2	$max\ s_r\ e_1\ , s_r\ e_2$
s_r **if** e_c **then** e_1 **else** e_2	$max\ s_r\ e_c\ , s_r\ e_1\ , s_r\ e_2$
$s_r\ f\ e_1, \ldots, e_n$	$1\quad max_{i \in \{1..n\}}\ s_r\ e_i$

Modification de la machine virtuelle

- On introduit quatre instructions :
  - **alloc_vstack** N : alloue un bloc de taille N au sommet de la pile ζ_v
  - **alloc_rstack** N : alloue un bloc de taille N au sommet de la pile ζ_r
  - **free_vstack** : désalloue le bloc au sommet de la pile ζ_v.
  - **free_rstack** : désalloue le bloc au sommet de la pile ζ_r.
- L'implémentation des empilements et des dépilements est simplifiée.
- Reste une question :

Où placer ces préallocations et ces désallocations ?

Première tentative

- Une façon sûre de procéder consiste à les rajouter avant chaque empilement et dépilement.
- On ne gagne alors rien vis-à-vis du mécanisme précédent.

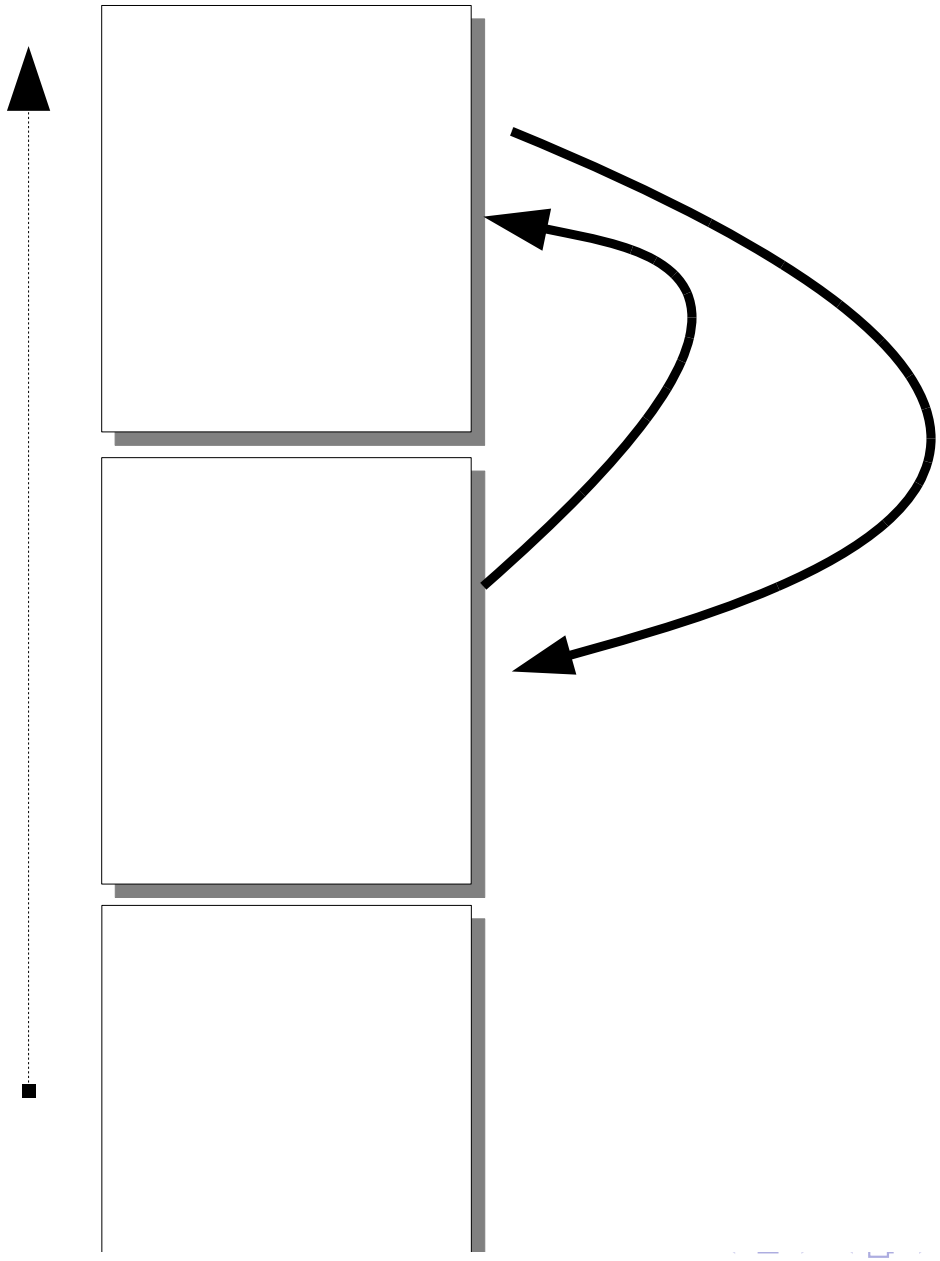
Seconde tentative

- **Avant un appel de fonction** de la forme $f\ \ e_1, \ldots, e_n\ \ $:
  - On évalue $e_1, \ldots, e_n$, ce qui empile des valeurs $v_1, \ldots, v_n$ au sommet de ζ_r.
  - On pré-alloue un bloc de taille $n + s_v(e)$ (où e est le corps de f) au sommet de ζ_v et un bloc de taille $s_r(e)$ au sommet de ζ_r.
  - On déplace les valeurs $v_1, \ldots, v_n$ du second bloc de ζ_r au premier bloc de ζ_v.
- **À la sortie de la fonction** :
  - On déplace la valeur au sommet du premier bloc ζ_r vers le sommet du second bloc de ζ_r.
  - On désalloue ces deux blocs.
- On a la garantie que le corps de la fonction ne modifiera que ces deux blocs au cours de son évaluation.

Bloc d'activation

- En fait, on peut maintenant **factoriser les deux piles** en une seule.
- Les deux blocs pré-alloués par le mécanisme précédent se fusionnent en un unique bloc appelé bloc d'activation d'une fonction qui contient deux sous-blocs : le bloc des variables et le bloc des résultats temporaires.
- **Ces deux sous-blocs ont des positions connues** dans le bloc d'activation.
- Les instructions travaillent désormais dans le sous-bloc qui les concernent.
- On peut en profiter pour allouer un emplacement dans le bloc d'activation pour y stocker l'adresse de continuation du calcul.

Bloc d'activation : vue globale



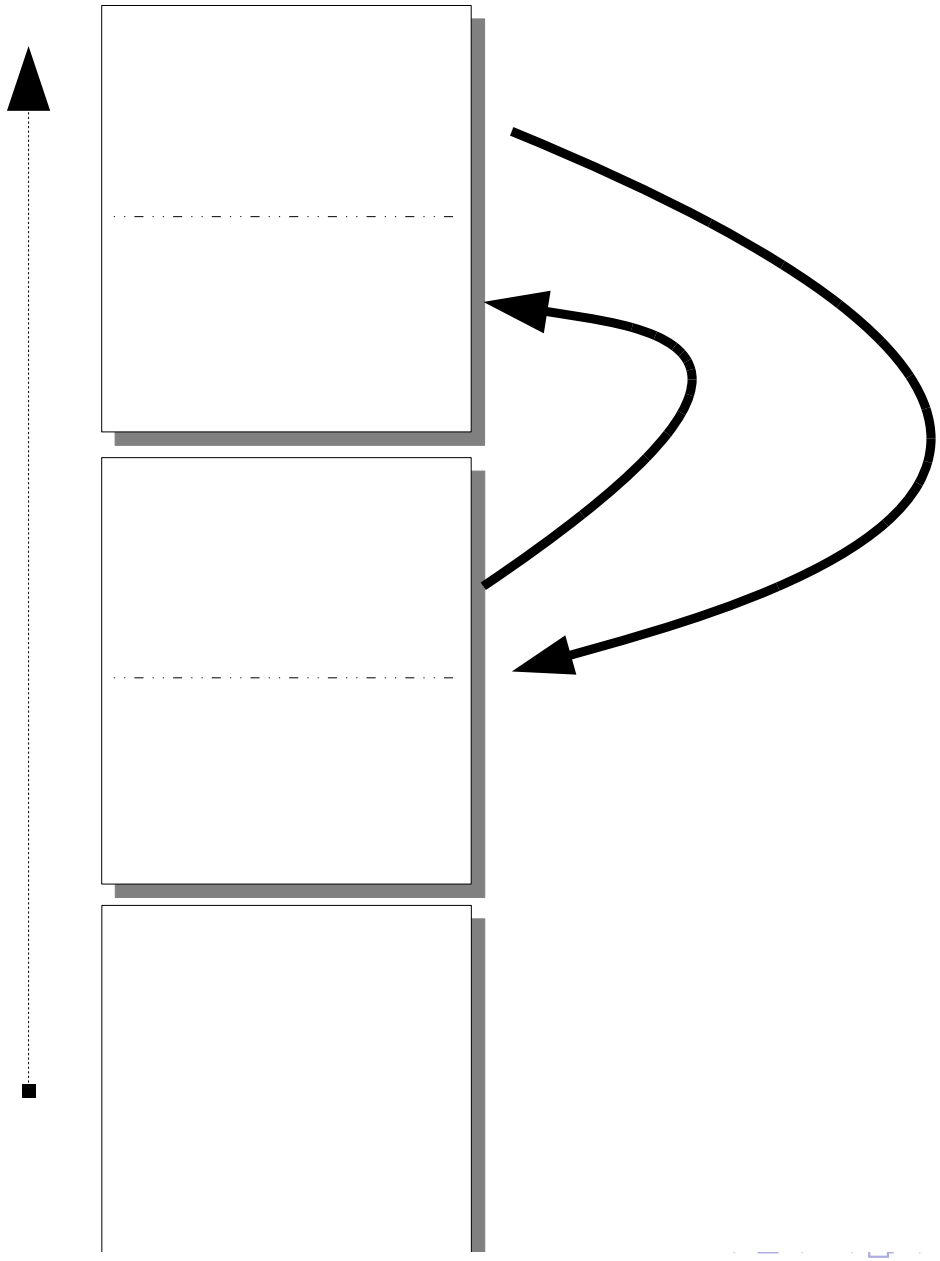
Comment agencer les deux sous-blocs ?

- Il y a une certaine liberté quant à l'agencement des deux sous-blocs à l'intérieur du bloc d'activation :
  - Le bloc de variable au-dessus et le bloc de temporaire en dessous.
  - Le bloc de variable au-dessous et le bloc de temporaire en dessus.

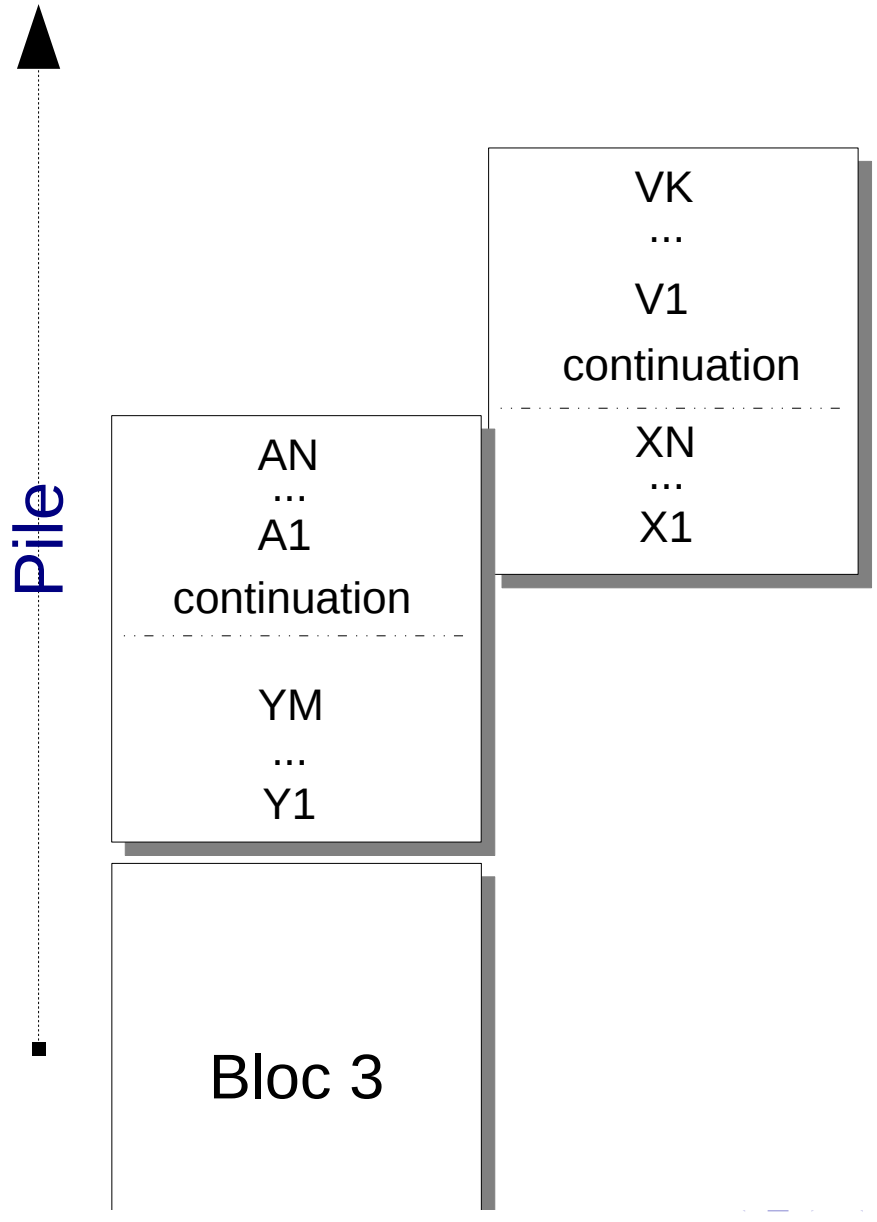
Exercice

En fait, il y a une solution plus astucieuse que l'autre. Laquelle ?

Bloc d'activation : vue interne



Bloc d'activation : l'astuce



Les avantages de cet agencement

- Quand on place le bloc des variables au dessous du bloc des résultats :
  - on peut implémenter le passage des arguments effectifs par une simple incrémentation de l'entier représentant le sommet de la pile ;
  - ce n'est plus la peine de borner l'espace utilisable pour les résultats intermédiaires.
- Il est encore nécessaire de recopier la valeur de retour de la fonction.

Langage de la machine virtuelle

programme		ℓ *instruction* $^+$	
instruction		**remember** v	
	$\mid$	**add** $\mid$ **mul** $\mid$ **div** $\mid$ **sub**	
	$\mid$	**cmple** $\mid$ **cmpge** $\mid$ **cmpeq**	
	$\mid$	**cmplt** $\mid$ **cmpgt**	
	$\mid$	**getvar** i	$i \in \mathbb{N}$
	$\mid$	**define**	
	$\mid$	**undefine**	
	$\mid$	**branch** ℓ $\mid$ **branchif** ℓ, ℓ	
	$\mid$	**ubranch**	
	$\mid$	**alloc_stack** N, M	$N, M \in \mathbb{N}$
	$\mid$	**shift** N	$N \in \mathbb{N}$
	$\mid$	**unshift** N	$N \in \mathbb{N}$
	$\mid$	**return**	
v		n	$n \in \mathbb{N}$
	$\mid$	ℓ	

Sémantique des nouvelles instructions

- **alloc_stack** N, M :
  Alloue un bloc d'activation de taille M débutant par un espace réservé pour N variables locales.
- **shift** K :
  Déplace la base du bloc d'activation courant de K emplacements vers le bas de façon à capturer le sommet du bloc d'activation précédent, où se trouvent la valeur des arguments e□ectifs.
- **unshift** K :
  Transfère K valeurs au sommet du bloc d'activation courant à la base de ce même bloc puis déplace la base du bloc d'activation courant de K emplacements vers le haut de façon à transférer le retour de la fonction appelée vers son appelant.
- **return** :
  Récupère l'adresse de retour ℓ dans le bloc d'activation courant, désalloue ce bloc et saute à l'adresse ℓ.

Traduction

- Soit $M \equiv s_v\ e_1 \quad K \quad s_r\ e_1\ , N \equiv s_v\ e_1$
- $\mathcal{C}\ f\ a_1, \ldots, a_K$

  $\mathcal{C}\ a_1$

  $\ldots$

  $\mathcal{C}\ a_K$

  alloc_stack M, N

  remember ℓ

  shift K

  branch ℓ_f

  ℓ $\ldots$
- $\mathcal{C}$ **def** $f\ x_1, \ldots, x_n \quad e_1$ **in** e_2

  $\mathcal{C}\ e_2$

  exit

  ℓ_f $\mathcal{C}\ e_1$

  unshift 1

  return

Calcul statique des indices

- Les instructions qui empilent et dépilent des variables doivent encore incrémenter ou décrémenter l'indice du sommet de la pile des variables dans le sous-bloc.

Exercice

Peut-on pré-calculer ces indices ?

Cas des appels récursifs

```
def fact n  int
  if n   0 then 1 else n × fact  n − 1
in fact 3
```

Exercice

Compiler ce programme et exécuter le code compilé obtenu.

Un compilateur optimisant

- On peut modifier la fonction de compilation pour qu'elle produise un programme qui **réutilise** le bloc d'activation de la fonction appelante pour évaluer le corps de la fonction appelée.
- Il faut s'assurer :
  - que la continuation de ce bloc reste celle de l'appelant ;
  - que le bloc d'activation ait d'une taille suffisante. . .

Exercice (un peu difficile)

Définissez cette fonction de compilation.

Peut-on faire mieux ?

- Nous avons choisi de pré-allouer les blocs d'activation au niveau des points d'entrée et de sortie des fonctions.
- Ne peut-on pas pré-allouer les blocs d'une façon plus globale ?

$\Rightarrow$ Ce n'est pas toujours possible !

- Exemple : la fonction factorielle.

Exercice

Imaginez des situations où cette optimisation interprocédurale est applicable.

Les fonctions comme valeur de première classe

Une motivation : des structures de contrôle génériques

```
def repeat f int × int → int, accu int, n int
  if n 0 then accu else repeat f n, accu , f , n − 1
in repeat 1, fun x int, y int ⇒ x × y , 3
```

Une motivation : des structures de contrôle génériques

```
def repeat f int × int → int, accu int, n int
  if n 0 then accu else repeat f n, accu , f , n − 1
in repeat 1, fun x int, y int ⇒ x × y , 3
```

- Grâce à cette fonction d'ordre supérieur, on peut coder une boucle **for** !

Changement de syntaxe

$$
\begin{array}{rcl}
e & & n \\
& | & x \\
& | & e \otimes e \\
& | & \textbf{let } x \quad \tau \quad\quad e \textbf{ in } e \\
& | & \textbf{true} \mid \textbf{false} \\
& | & \textbf{if } e \textbf{ then } e \textbf{ else } e \\
& | & x \; \mathcal{R}^{?} y \\
& | & \textbf{fun } \; x_1 \quad \tau_1, \ldots, x_n \quad \tau_n \; \Rightarrow e \quad (1)
\end{array}
$$

- (1) est une fonction anonyme dont les arguments formels sont $x_1, \ldots, x_n$ et dont le corps est l'expression e.

Nouvelles règles (incorrectes) d'évaluation

$$\frac{i \quad 1..n \quad \eta, \xi_{i-1} \quad e_i \quad v_i, \xi_i}{\xi_0(f) = (x_1, \ldots, x_n, e) \quad ; (x_1 \quad v_1) \ldots ; (x_n \quad v_n), \xi_n \quad e \quad v, \xi'}$$

Boom !

```
let add1
  let x   1 in
    fun y  int  ⇒ x   y
in
  add1 1
```

- L'évaluation de la fonction « **fun** y **int** $\Rightarrow x$ y » échoue car l'environnement n'a pas de valeur associée à x !

Synthèse

Synthèse

- Nous avons compilé e□cacement les appels de fonction d'un langage du premier ordre vers une machine abstraite à pile.
- Le passage à l'ordre supérieur semble délicat...

$\Rightarrow$ Nous l'étudierons lors du prochain cours.