Machines virtuelles

Cours de Compilation Avancée (MU4IN504)

Benjamin Canou & Emmanuel Chailloux
Sorbonne Université

Année 2021/2022 – Semaine 2

Principe général

Machine A	Machine B
▶ Langage compris : L_A	▶ Langage compris : L_B
▶ Implantation : I_A	▶ Implantation : I_B

J'ai dans ma poche :

- un programme en langage L_A
- une machine de type B

Que faire ?

Principe général

Machine A	Machine B
▶ Langage compris : L_A	▶ Langage compris : L_B
▶ Implantation : $I_A = L_B$	▶ Implantation : $I_B = \mu$

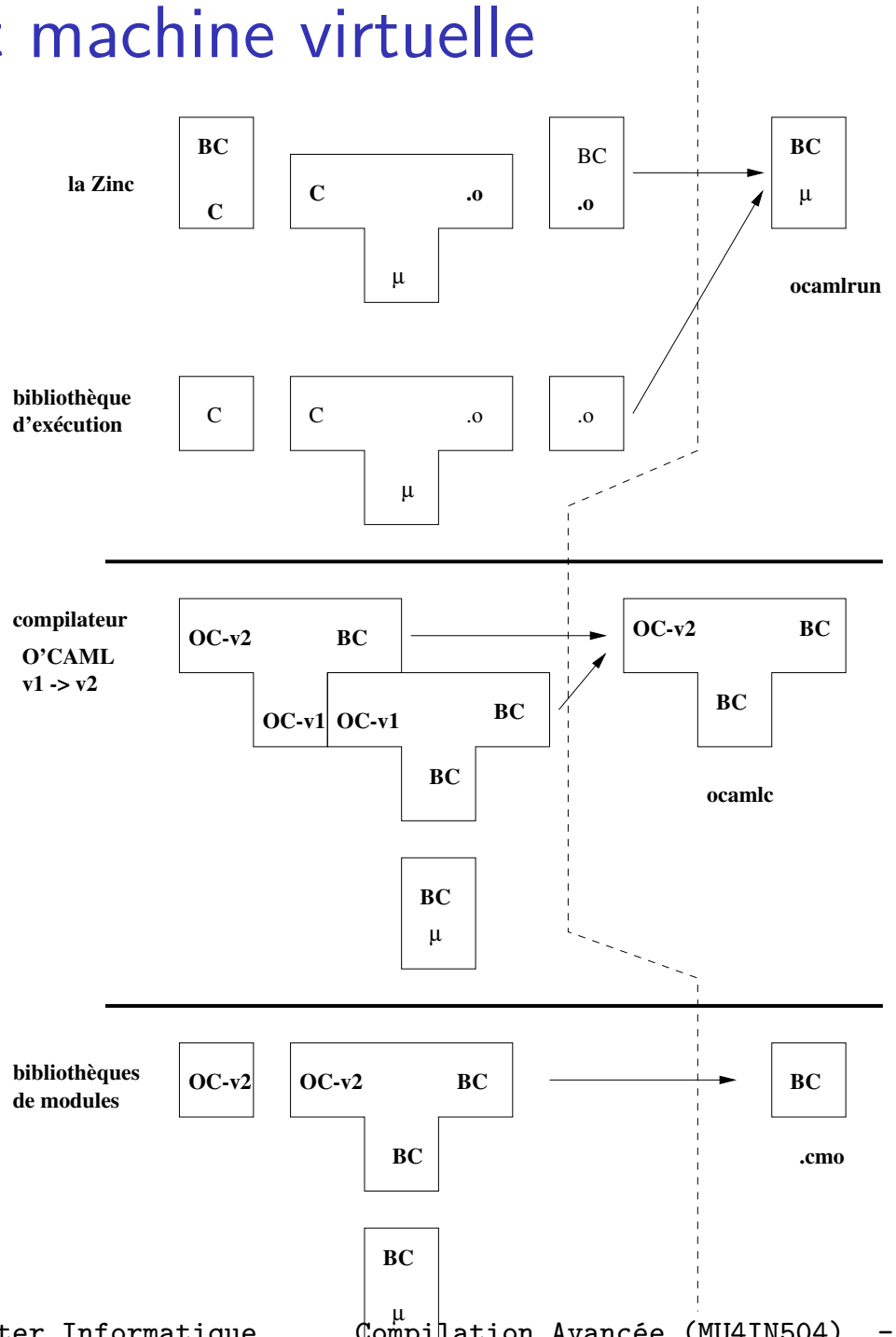
J'ai dans ma poche :

- un programme en langage L_A
- une machine de type B

Que faire ?

1. Un compilateur $L_A \rightarrow L_B$:
   - Un programme écrit en langage L_B,
   - transformant mon programme L_A en un équivalent en L_B.
2. Une machine virtuelle A pour ma machine B :
   - Un programme écrit en langage L_B,
   - capable d'exécuter les instructions de A, et donc d'exécuter les programmes en langage L_A sur B.

Compilation et machine virtuelle



Machine virtuelle de plate-forme

(Ce n'est pas le sujet de ce cours)

Dans le cas général, il est trop difficile de recompiler tous les programmes (sources des programmes et des bibliothèques, coûts) non accessibles.
Une machine virtuelle est donc la seule possibilité.

Machine PPC	Machine x64
▶ Langage compris : asm PPC	▶ Langage compris : asm x64
▶ Implantation : asm x86	▶ Implantation : μ

- Autres noms : émulateur, simulateur, ...
- Exemples : QEMU, DOSBox, VirtualBox, ...

Machine virtuelle applicative

Machine ZAM (ocaml)	Machine x64
▶ Langage compris : asm ZAM	▶ Langage compris : asm x64
▶ Implantation : asm x86	▶ Implantation : μ

Dans ce cas, le choix est délibéré :

1. On veut compiler un langage donné.
2. On préfère compiler vers un assembleur adapté.
3. On utilise une machine virtuelle pour l'exécuter.

QUIZZ : Pourquoi ?

Machine virtuelle applicative

Machine ZAM (ocaml)	Machine x64
▶ Langage compris : asm ZAM	▶ Langage compris : asm x64
▶ Implantation : asm x86	▶ Implantation : μ

Dans ce cas, le choix est délibéré :

1. On veut compiler un langage donné.
2. On préfère compiler vers un assembleur adapté.
3. On utilise une machine virtuelle pour l'exécuter.

Mots-clefs : *abstraction*, *portabilité*, *sécurité*, *inter-opérabilité*

Machine virtuelle applicative : **portabilité**

Exemples d'implantations de la machine virtuelle OCaml :

- ocamlrun : écrite en C
  portable partout où un compilateur C est disponible
- obrowser : écrite en JavaScript
  on peut exécuter un programme caml dans un navigateur
- ocapic : écrite en assembleur PIC
  un langage de haut niveau sur microcontroleurs
- omicrob : écrite en C
  portable sur plusieurs familles de microcontrôleurs
  item O2B : adaptation d'OMicroB
  pour tourner sur *softcore* NIOS 2 sur FPGA

Implantations alternatives :

- OpenJDK : pour la JVM d'oracle
- Mono : pour le CLI (Common Language Infrastructure) de .NET

Machine virtuelle applicative : **abstraction**

- Modèle sémantique clair et figé :
  - plus facile de théoriser,
  - exécutables plus durables,
  - portabilité facile, y compris aux tiers.
- Instructions de haut niveau :
  - moins d'étapes de compilation,
  - support du langage $\rightarrow$ compilation plus simple,
  - schéma de compilation unique.

Machine virtuelle applicative : **inter-opérabilité**

- Entre les langages :
  VB.Net peut appeler des fonctions F# dans la CLR.
- Entre les plate-formes :
  représentation spécifiée des chaînes, taille des entiers, etc.
  (ex : Sauvegarde sous Win/x86, relecture sous GNU/PPC).
- Entre les machines :
  primitives réseau spécifiées $\Rightarrow$ communication plus facile (voir PC3R)

Machine virtuelle applicative : **sécurité**

- Exécution isolée (*sandboxing*)
- Assembleur typé
- Vérification avant exécution (*bytecode verifier*)
- Instrumentation (traces, journalisation, etc.)

Machines mono-paradigme, quelques exemples

- Langages procéduraux
  p-machine (Pascal)
- Machines impératives bas-niveau :
  GNU lightning, LLVM
- Langages fonctionnels (λ-calcul)
  - Évaluation stricte (comme en Lisp) : LLM3
  - Évaluation stricte (comme en ML) : *SECD*, *FAM*, *CAM*
  - Évaluation paresseuse (comme en Haskell) : *K*, *SK*, *G*-machine
- Objets
  - Prototypes : Smalltalk (Smalltalk),
    Tamarin, Spider Monkey (JavaScript)
  - Classes : JVM, CLI

Modèle impératif : P-code

machine conçue pour compiler Pascal.

- caractéristiques
  - machine à pile
  - registres : SP (stack pointer), MP (stack frame), ... EP (plus haut niveau de pile d'une procédure) - NP (plus bas niveau du tas)
  - pile : procédure (stack - frame - adresse de retour) + arguments
  - tas (zone allocation dynamique)

plus récente : `LLVM` (Low Level Virtual Machine) pour le compilateur CLang (C, C++, Objective C) :

- instructions en SSA (static single assignment),
- JIT (Just in Time)
- `http://llvm.org/`

Modèle fonctionnel : SECD (Landin)

- caractéristique
  - Stack (SP)
  - Env (E)
  - Code (PC)
  - Dump (liste de registres)
- programmation fonctionnelle
  - CLOSURE : création d'une valeur fonctionnelle
  - APPLY : application d'une valeur fonctionnelle

d'autres machines : CAM, FAM, G-machine, ...

Modèle objet : JVM / CLI

- caractéristiques
  - pile (variables locales à la place des registres)
  - invokestatic : appel de fonction
  - invokevirtual (SEND) : appel de méthode
  - vérification du code : saut, typage statique et dynamique, niveau de pile (notion de "managed code" en .NET)
- JIT : Just in
  - expansion systématique
  - ou selon un algorithme de fréquence d'utilisation

Modèle logique : WAM

Warren Abstract Machine (pour le langage Prolog)

- caractéristiques principales (les zones mémoires) :
  - le tas (ou pile globale) pour allouer les valeurs
  - la pile locale pour les environnements et les points de choix
  - la piste (trail) pour enregistrer les liaisons des variables et pourvoir les défaire lors d'un "backtrack" (retour à un point de choix).
- références :
  - D. Warren - An abstract Prolog instruction set". `http://www.ai.sri.com/pubs/files/641.pdf`
  - P. Codognet and D. Diaz. "wamcc: Compiling Prolog to C" (ICLP'95). `http://cri-dist.univ-paris1.fr/diaz/publications/WAMCC/iclp95.pdf`

Machines multi-paradigmes, quelques exemples

- Machines à objets étendues : JVM (Java), CLI/CLR (.Net)
- Machines fonctionnelles étendues : ZAM2 (OCaml)
- Machine hypothétique : Parrot (Perl 6)
- Machines impératives bas-niveau : GNU lightning, LLVM
- Concurrence (π-calcul, join-calcul)
  Erlang-VM, CHAM(Chemical Abstract Machine)

Types de machines

- Machines à pile : JVM, ZAM2
- Machines à registres : Dalvik, LLVM, Parrot

Types de machines

- Machines à pile : JVM, ZAM2
  - Pile pour les variables et arguments

- Machines à registres : Dalvik, LLVM, Parrot
  - Ensemble de registres pour les variables et arguments

Types de machines

- Machines à pile : JVM, ZAM2
  - Pile pour les variables et arguments
  - $\rightarrow$ bruit pour accéder aux arguments
    acc 1 ; push ; acc 2 ; push ; add
- Machines à registres : Dalvik, LLVM, Parrot
  - Ensemble de registres pour les variables et arguments
  - $\rightarrow$ plus gros opcodes
    `add r1 r2 r0`

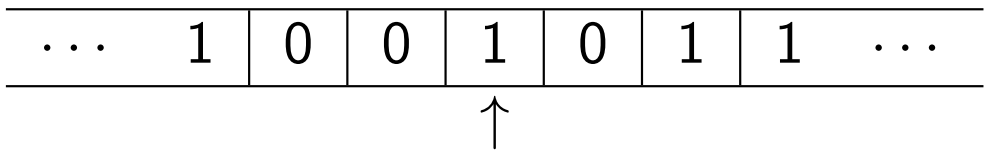
Types de machines

- Machines à pile : JVM, ZAM2
  - Pile pour les variables et arguments
  - $\rightarrow$ bruit pour accéder aux arguments
    acc 1 ; push ; acc 2 ; push ; add
  - $\rightarrow$ triche : variables (JVM)
- Machines à registres : Dalvik, LLVM, Parrot
  - Ensemble de registres pour les variables et arguments
  - $\rightarrow$ plus gros opcodes
    `add r1 r2 r0`
  - $\rightarrow$ triche : pile d'appels (Dalvik) (registres fixes/frame)

Une machine impérative

La machine de Turing

- Bande infinie de cases.
- Chaque case $\in$ alphabet fini (ex. 1 ou 0).
- Une tête de lecture pointe sur une case précise.



- État $\in$ ensemble fini (avec états spéciaux départ et fin).
- Table de transitions de la forme :

(état courant, valeur de la case)

$\downarrow$

(état suivant, nouvelle valeur, direction $\in \{$gauche, droite$\}$)

- Exemple de transition : $\delta(q_1, x) = (q_2, y, \leftarrow)$
  indique que l'on passe de l'état q_1 en lisant x à l'écriture de y à la place de x, puis passe à l'état q_2 et déplace la tête de lecture à gauche.

La machine de Turing

- Capable d'encoder n'importe quelle fonction calculable.
- Arrêt indécidable.
- Capable de *simuler* un ordinateur moderne.
- Deux façons de voir :
  1. bande = mémoire, automate = code
  2. bande = code et mémoire mélangés, automate = processeur
- Insuffisante pour encoder la concurrence.

Programmation fonctionnelle (rappels)

Modèle des langages fonctionnels : le λ-calcul

Trois possibilités pour un terme T :

1. Variable : x
2. Application : $T_1\ T_2$
3. Abstraction : $\lambda x.T$

Très simple mais $\equiv$ à une machine de Turing.

Évaluation du λ-calcul

Évaluation formelle : β-réduction :

1. On choisit un redex $(\lambda x.T_1)\,T_2$ dans l'expression,
2. on remplace x par T_2 dans T_1,
3. on remplace le redex par ce résultat.
4. Normalisation : on continue tant qu'il y a des redexes.

Évaluation du λ-calcul

Stratégies d'évaluation :

- Appel par nom (évaluation retardée) :
  1. On remplace le paramètre par l'argument dans le corps,
  2. on réduit le corps ainsi modifié.
- Appel par valeur (évaluation immédiate) :
  1. On réduit l'argument,
  2. on remplace le paramètre par l'argument réduit dans le corps,
  3. on réduit le corps.
- Appel par nécessité (évaluation paresseuse):
  1. On transforme l'argument en une fonction (*glaçon*),
  2. la première fois où l'argument est utilisé, la fonction le calcule,
  3. les fois suivantes, il redonne la valeur déjà calculée.

Extensions du λ-calcul

Par encodage (ex: les couples) :

- Construction : $CONS := \lambda x.\lambda y.(\lambda f.f\ x\ y)$
- Projection 0 : $P0 := \lambda c.c\ (\lambda a.\lambda b.a)$
- Projection 1 : $P1 := \lambda c.c\ (\lambda a.\lambda b.b)$
- Échange : $SWAP := \lambda c.c\ (\lambda x.\lambda y.CONS\ y\ x)$

Par ajout de termes/opérations de base (ex: entiers) :

- $val ::= var \mid int \mid add \mid sub$
- $term ::= \lambda var.term \mid term\ term \mid val$
- Ex: $\lambda x.\lambda y.(add\ x\ (sub\ y\ 3))$

Évaluation

Comment évaluer $\mathit{CONS}\ 1\ 2$ en pratique ?

- Réécriture de termes : $\mathit{CONS}\ 1\ 2\ =\ \lambda f.f\ 1\ 2$
  en pratique, difficile de modifier le code du programme.
- Fermetures :
  $\mathit{CONS}\ 1\ 2$
  $\rightarrow\ (\lambda x.\lambda y.\lambda f.f\ x\ y)_{[\ ]}\ 1\ 2$
  $\rightarrow\ (\lambda y.\lambda f.f\ x\ y)_{[(x,1)]}\ 2$
  $\rightarrow\ (\lambda f.f\ x\ y)_{[(x,1);(y,2)]}$
  On crée une **fermeture** :
  - corps de la fonction,
  - environnement : valeurs des variables liées lors de l'abstraction.

  Lors de l'appel, on exécute le corps dans l'environnement, augmenté de la valeur de l'argument.

Codage des couples

En OCaml :

```
# let cons = fun x y f -> f x y ;;
val cons : 'a -> 'b -> ('a -> 'b -> 'c) -> 'c = <fun>
# let p0 = fun c -> c (fun a b -> a) ;;
val p0 : (('a -> 'b -> 'a) -> 'c) -> 'c = <fun>
# let p1 = fun c -> c (fun a b -> b);;
val p1 : (('a -> 'b -> 'b) -> 'c) -> 'c = <fun>
# let swap = fun c -> (fun x y -> cons y x);;
val swap : 'a -> 'b -> 'c -> ('c -> 'b -> 'd) -> 'd = <fun>

# let c1 = cons 1 2 ;;
val c1 : (int -> int -> '_a) -> '_a = <fun>
# let q = p0 c1 ;;
val q : int = 1
# let r = p1 c1 ;;
val r : int = 2
# c1 ;;
- : (int -> int -> int) -> int = <fun>
```

Autres exemples d'évaluation en OCaml

```
# let f x y z = x + y + z ;;
val f : int -> int -> int -> int = <fun>
# f 1 ;;
- : int -> int -> int = <fun>
# let g = f 1 2 ;;
val g : int -> int = <fun>
# g 10 ;;
- : int = 13
# g 10 20 ;;
Error: This function is applied to too many arguments;
maybe you forgot a `;'
#
```

Un Évaluateur de λ-calcul (1)

Fabrique une valeur calculable de la forme $\mathrm{terme}_{\mathrm{env}}$.

env	terme	pile	$\rightarrow$	env	term	pile
e	$F\ A$	S	$\rightarrow$	e	F	$A_e :: S$
e	$\lambda x.C$	$a :: S$	$\rightarrow$	$(x, a) :: e$	C	S
$(= x, A_{e'}) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e'	A	S
$(\neq x, \_) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e	x	S

Un Évaluateur de λ-calcul (2)

$(\mathit{CONS}\ 1)\ 2$ s'évalue en :

$\rightarrow$	env	term	pile
$\rightarrow$	$[]$	$(\mathit{CONS}\ 1)\ 2$	$[]$
$\rightarrow$	$[]$	$\mathit{CONS}\ 1$	$2_{[]} :: []$
$\rightarrow$	$[]$	CONS	$1_{[]} :: 2_{[]} :: []$
$\rightarrow$	$[]$	$\lambda x.\lambda y.(\lambda f.f\ x\ y)$	$1_{[]} :: 2_{[]} :: []$
$\rightarrow$	$(x, 1_{[]})::[]$	$\lambda y.(\lambda f.f\ x\ y)$	$2_{[]} :: []$
$\rightarrow$	$(y, 2_{[]}) :: (x, 1_{[]}) :: []$	$\lambda f.f\ x\ y$	$[]$

le résultat est $(\lambda f.f\ x\ y)_{(y,2_{[]})::(x,1_{[]})::[]}$

Un Évaluateur de λ-calcul (3)

$P0\ ((CONS\ 1)\ 2)$ s'évalue en :

A FAIRE en EXERCICE

Une machine fonctionnelle

La machine de Krivine

- Exécute du code-octet, compilé depuis un lambda terme,
- code-octet complètement linéaire (suite d'opcodes),
- trois opcodes très simples.

De quoi a-t'on besoin ?

env	terme	pile		env	term	pile
e	$F\ A$	S	$\rightarrow$	e	F	$A_e :: S$
e	$\lambda x.C$	$a :: S$	$\rightarrow$	$(x, a) :: e$	C	S
$(= x, A_{e'}) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e'	A	S
$(\neq x, \_) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e	x	S

La machine de Krivine

- Exécute du code-octet, compilé depuis un lambda terme,
- code-octet complètement linéaire (suite d'opcodes),
- trois opcodes très simples.

De quoi a-t'on besoin ?

env	terme	pile		env	term	pile
e	$F\ A$	S	$\rightarrow$	e	F	$A_e :: S$
e	$\lambda x.C$	$a :: S$	$\rightarrow$	$(x, a) :: e$	C	S
$(= x, A_{e'}) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e'	A	S
$(\neq x, \_) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e	x	S

1. PUSH *addr*
   on repère les termes par l'adresse de leur code compilé

La machine de Krivine

- Exécute du code-octet, compilé depuis un lambda terme,
- code-octet complètement linéaire (suite d'opcodes),
- trois opcodes très simples.

De quoi a-t'on besoin ?

env	terme	pile		env	term	pile
e	$F\ A$	S	$\rightarrow$	e	F	$A_e :: S$
e	$\lambda x.C$	$a :: S$	$\rightarrow$	$(x, a) :: e$	C	S
$(= x, A_{e'}) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e'	A	S
$(\neq x, \_) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e	x	S

1. PUSH *addr*
   on repère les termes par l'adresse de leur code compilé
2. GRAB

La machine de Krivine

- Exécute du code-octet, compilé depuis un lambda terme,
- code-octet complètement linéaire (suite d'opcodes),
- trois opcodes très simples.

De quoi a-t'on besoin ?

env	terme	pile		env	term	pile
e	$F\ A$	S	$\rightarrow$	e	F	$A_e :: S$
e	$\lambda x.C$	$a :: S$	$\rightarrow$	$(x, a) :: e$	C	S
$(= x, A_{e'}) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e'	A	S
$(\neq x, \_) :: e$	x	S	$\rightarrow$	e	x	S

1. PUSH *addr*
   on repère les termes par l'adresse de leur code compilé
2. GRAB
3. ACCESS *idx*
   on repère les variables par leur indice de de Bruijn

Machine virtuelle

code corrigé (6.2.19)

```
type closure = C of int * closure list
type instr = ACCESS of int | PUSH of int | GRAB

let interprete code =
  let rec interp env pc stack =
    match (List.nth code pc) with
     | ACCESS n ->
        (try
           let (C (n,e)) = List.nth env n in
            interp e n stack
         with ex -> (C (pc, env)))
    | PUSH n ->
        interp env (pc+1) ((C (n,env))::stack)
    | GRAB ->
       (match stack with
          | [] -> C (pc,env)
          | so::s -> interp (so::env) (pc+1) s)
  in
    interp [] 1 []
```

Compilation vers la machine de Krivine (exos en TD)

Assembleur avec étiquettes :

```
type instr =
  | IPUSH of lbl
  | IGRAB
  | IACCESS of int
  | ILABEL of lbl
```

Schéma de compilation $\mathcal{C}$:

$$
\begin{aligned}
\mathcal{C}_e(T_1\ T_2) &= \texttt{IPUSH}\ l\ ;\ \mathcal{C}_e(T_1)\ ;\ \texttt{ILABEL}\ l\ ;\ \mathcal{C}_e(T_2) \\
\mathcal{C}_e(\lambda x.T) &= \texttt{IGRAB}\ ;\ \mathcal{C}_{x::e}(T) \\
\mathcal{C}_e(x) &= \texttt{IACCESS}\ nth(x, e)
\end{aligned}
$$

Puis on fait une passe de suppression des étiquettes.

La ZAM

La machine de Krivine est-elle utilisable en pratique ?

Oui, mais : on ne peut pas utiliser l'appel par nom en pratique, si on utilise des opérations de base (opérations arithmétiques, etc).

1. Évaluation stricte (la ZAM : machine de Caml)
2. Évaluation paresseuse.

$\Rightarrow$ voir prochain cours pour la ZAM

Présentation de la machine $MV_{LU3IN018-2019}$

$MV_{LU3IN018-2019}$ est une machine à pile

Plan de présentation: :

- représentation uniforme des valeurs manipulées
- une machinerie : du code et des zones mémoire
- peu d'instructions : une quinzaine mais des primitives pour les calculs d'expression
- manipulant des valeurs fonctionnelles
- et ayant un récupérateur automatique de mémoire

Représentation des valeurs $MV_{LU3IN018-2019}$

nécessité de conserver une information de type sur les valueurs :

- des valeurs immédiates (représentées par des entiers)
  - des entiers, des booléens (`TRUE` et `FALSE`), des numéros de primitives
- des valeurs allouées dans le tas
  - des blocs de taille connue
  - des valeurs fonctionnelles

Machinerie $MV_{LU3IN018-2019}$: zones mémoire

un compteur ordinal *pc* (index de l'instruction à exécuter)
et un pointeur de pile *sp* et des instructions manipulant :

- du code
- des primitives
- un environnement global
- une pile
- un tas
- des environnements locaux (cadres d'appel pour les fonctions et primitives)

Les globales et la pile sont vues comme des vecteurs.

Instructions (1)

- Instructions (1) : Environnement global
  - GALLOC : allocation d'une variable globale
  - GFETCH *n* : lecture de la variable globale numéro *n*
  - GSTORE *n* : affectation de la variable globalenuméro *n*
- Instructions (2) : Environnement local
  - FETCH *n* : lecture de la variable locale numéro *n*
  - STORE *n* : affectation de la variable locale numéro *n*
- Instructions (3) : Opération sur la pile
  - POP : dépilement
  - PUSH *type val* : empilement de la valeur *val* de type *type* ;

Instructions (2)

- Instructions (4) : cadre d'appel
  - CALL *a* : appel d'un fonction ou d'une primivite d'arité *a*
  - RETURN : retour de fonction : destruction du cadre d'appel courant

  création d'un nouveau cadre d'appel pour le CALL et destruction de cadre courant au RETURN
- Instructions (5) : opération de contrôle, modification du compteur ordinal *pc*
  - JUMP *l* : saut inconditionnel au label *l*
  - JFALSE *l* : saut conditionnel au lable *l* si le sommet de pile est faux
- Instructions (6) : primitives
  - numérotation dans `constants.h` créé par le compilateur :

```
1 /* Constantes pour les primitives */
2 /** primitive + */
3 #define P_ADD 0
4 /** primitive - */
5 #define P_SUB 1
6 /** primitive * */
7 #define P_MUL 2
```

Exemples (1)

- programme addition de deux variables :

```
1  var a = 10 ;
2  var b = 20 ;
3  a + b ;
```

- byte-code produit

```
1    GALLOC
2    PUSH INT 10
3    GSTORE 0
4    GALLOC
5    PUSH INT 20
6    GSTORE 1
7    GFETCH 1
8    GFETCH 0
9    PUSH PRIM 0
10   CALL 2
11   POP
```

Exemples (2)

- conditionnelle :

```
1 if (true) {
2     42;
3 } else {
4     38;
5 }
```

- byte-code produit

```
1   PUSH BOOL TRUE
2   JFALSE L1
3   PUSH INT 42
4   POP
5   JUMP L2
6 L1:
7   PUSH INT 38
8   POP
9 L2:
```