

Programmation Logique et Par Contraintes Avancée

Cours 3 – Programmation concurrente dataflow en Oz

Ralf Treinen

Université Paris Cité
UFR Informatique
Institut de Recherche en Informatique Fondamentale



treinen@irif.fr

24 janvier 2024

Rappel : le modèle d'exécution d'Oz

- ▶ La mémoire (store) : un système résolu d'équations
- ▶ À exécuter : une pile de paires (environnement, instruction)
- ▶ L'environnement lie des identificateurs à des variables de la mémoire.
- ▶ La mémoire lie des variables à des valeurs (éventuellement partielles).
- ▶ Liaison statique : les fonctions/procédures sont des clôtures.

Contenu cours 3

Rappel du chapitre 2

Appels terminaux

Ask et Tell

La mémoire

Tell

Ask

Monotonie

Programmation concurrente dataflow en Oz

Producteurs et Consommateurs

Appels terminaux de fonctions

La fonction *Append* en OCaml

```
let rec append l1 l2 = match l1 with
| [] -> l2
| h1::r1 -> h1::(append r1 l2)
```

- ▶ En OCaml, l'appel récursif de la fonction *append* n'est pas terminal.
- ▶ En OCaml, toutes les instances de l'identificateur *h1* doivent être gardées sur la pile pour construire le résultat de la fonction.

La fonction *Append* en Oz

```
declare  
fun {Append L1 L2}  
  case L1  
  of nil then L2  
  [] H1|R1 then H1|{Append R1 L2}  
end  
end
```

- ▶ En Oz, l'appel récursif de la fonction *Append* est terminal!

La Procédure *Append* en Oz

```
declare  
proc {Append L1 L2 R}  
  case L1  
  of nil then R=L2  
  [] H1|R1 then  
    local Rr in  
      R=H1|Rr  
      {Append R1 L2 Rr}  
    end  
  end  
end
```

- ▶ C'est dû au fait qu'on a des valeurs partielles.

Attention aux motifs dans les entêtes de fonctions

- ▶ On a le droit de mettre un motif dans l'entête d'une fonction :

```
fun {F f(Y Z)} .... end
```

- ▶ Se comporte comme

```
fun {F X}  
  case X of f(Y Z) then ...  
end
```

- ▶ Suspension (ou échec) de l'appel quand le paramètre actuel n'est pas de la bonne forme.

Exemples (motif.oz)

```
declare  
fun {F f(Y Z)} Y+Z end  
  
{Browse {F (f(2 3))}}  
  
declare X  
{Browse {F X}}  
  
X=f(5 7)
```

La mémoire

La mémoire contient (modèle simplifié) :

- ▶ Des liaisons de variables à des variables :

$$x = y$$

- ▶ Des liaisons de variables à des structures :

$$x = f(x_1 \dots x_n)$$

- ▶ C'est à dire les termes sont *plats*.
- ▶ La simplification est : seulement tuples ; pas d'enregistrements, de procédures, ...

Les liaisons variable - structure

- ▶ Toutes les variables (la variable qui est liée, et toutes les variables qui paraissent dans la structure) sont des représentants (c.-à-d., $x = \nu(x)$)
- ▶ Toutes les variables sur la *gauche* sont différentes
- ▶ Les cycles sont permis.

Les liaisons variable - variable

- ▶ Les liaisons *entre variables* ne doivent pas être cycliques.
- ▶ En suivant toutes les liaisons variable-variable pour une variable x on obtient son *représentant* $\nu(x)$ ($\nu(x) = x$ s'il n'y a pas de liaison de variable pour x).
- ▶ Cela définit une relation d'équivalence entre variables : x et y sont équivalentes quand $\nu(x) = \nu(y)$.
- ▶ Il y a plusieurs techniques différentes pour l'implémentation de la fonction ν , par exemple l'algorithme Union-Find dû à Tarjan.

Exemple de mémoire

$$\begin{aligned}x_1 &= x_3 \\x_2 &= x_3 \\y_1 &= y_2 \\x_3 &= f(y_2, a) \\y_2 &= g(b, z)\end{aligned}$$

- ▶ x_3 est représentant de $\{x_1, x_2, x_3\}$
- ▶ y_2 est représentant de $\{y_1, y_2\}$

Tell

- ▶ *tell* est l'opération qui ajoute une équation à la mémoire.
- ▶ Correspond à une instruction $X = \tau$: unification d'une équation avec la mémoire.
- ▶ L'opération échoue quand les équations sont incohérentes.

Exemple 1 Ask

Est-ce que $x = f(x_1), y = f(y_1), x_1 = a, y_1 = b \models x = y$?

- ▶ réponse : incohérence !

Ask

- ▶ Est-ce que une certaine équation (ou : filtrage par un motif) est *logiquement impliquée* par la mémoire ?
- ▶ Trois réponses possibles : oui, incohérent, inconnu.
- ▶ Cas de filtrage : il suffit de suivre les liaisons des variables dans la mémoire.
- ▶ Implication d'une équation entre variables : un peu plus compliquée, due au fait qu'on a des arbres potentiellement infinis.

Exemples (ask1.oz)

```

declare X X1 Y Y1 in
X=f(X1)
Y=f(Y1)
X1=a
Y1=b

case X
of !Y then {Browse ok} % Y must be the global Y
else {Browse ko}
end
    
```

Exemple 2 Ask

Est-ce que $x = f(y, z), y = f(x, z) \models x = y$?

- ▶ Réponse : oui !

Exemple 3 Ask

Est-ce que $x = f(y, z), y = f(x, y) \models x = y$?

- ▶ Réponse : on ne sait pas !
- ▶ Il faut attendre plus d'information sur z avant de décider.

Exemples (ask2.oz)

```

declare X Y Z in
X=f(Y Z)
Y=f(X Z)

case X
of !Y then {Browse ok} % Y must be the global Y
else {Browse ko}
end

```

Exemples (ask3.oz)

```

declare X Y Z in
X=f(Y Z)
Y=f(X Y)

case X
of !Y then {Browse ok} % Y must be the global Y
else {Browse ko}
end

```

Z = 42

Monotonie de la mémoire

- ▶ Pendant le calcul, la mémoire croît de façon *monotone*!
- ▶ Si la mémoire est σ_1 à un certain moment, et plus tard σ_2 , alors $\sigma_2 \models \sigma_1$: toute conséquence logique de σ_1 est aussi une conséquence de σ_2 .
- ▶ L'échec d'un tell ou une réponse (affirmative ou négative) d'un ask sont dûs à des implications de la mémoire :
 - ▶ Échec de tell(s=t) : $\sigma \models \neg(s = t)$
 - ▶ Réponse aff. de ask(s=t) : $\sigma \models \forall x_1, \dots, x_n. s = t$
 - ▶ Réponse neg. de ask(s=t) : $\sigma \models \forall x_1, \dots, x_n. s \neq t$
- ▶ Si un tell échoue, ou un ask répond « oui » ou « incohérent » pour σ_1 , alors c'est aussi le cas pour σ_2 .

L'instruction thread en Oz

- ▶ Syntaxe : `thread <s> end`
- ▶ Sémantique :
 - ▶ il y a plusieurs piles d'exécution ;
 - ▶ les threads différents utilisent la même mémoire !
- ▶ Le *Browser* est toujours exécuté dans son propre thread.
- ▶ Toute requête donnée à l'interpréteur est exécutée dans son propre thread.

Des threads déclaratifs

Avec plusieurs threads,

- ▶ Quand un programme séquentiel (sans threads) donne un résultat, l'ajout des thread ne change pas ce résultat.
- ▶ Un programme avec threads peut éventuellement avancer là où le programme séquentiel bloque.
- ▶ Le calcul d'un programme avec threads peut être *incrémental*.

Exemples (browser.oz)

```
% the browser runs its own threads
declare X Y Z in
{Browse X}

X=a | Y
Y=b | Z
```

Exemples (thread.oz)

```
% thread .. end est transparent pour les expressions  
declare  
fun {Fib X}  
  if X =< 2 then 1  
  else thread {Fib X-1} end + {Fib X-2}  
  end  
end  
in  
{Browse {Fib 10}}
```

Exemples (synch1.oz)

```
% data-flow synchronisation  
declare X Y in  
if X==Y then {Browse X} end  
  
X=f(a)  
  
Y=f(a)
```

Synchronisation de threads

- ▶ Certaines instructions peuvent bloquer quand la mémoire ne contient pas suffisamment d'information pour conclure :
 - ▶ test `e1 == e2`;
 - ▶ instructions **case** et **if**;
 - ▶ certaines procédures de la bibliothèque standard, comme `Label` ou `Arity`;
 - ▶ l'appel d'une procédure (ou fonction) quand l'identificateur à la position de la procédure n'est pas liée à une valeur.
- ▶ Dans ce cas le thread est suspendu.

Exemples (synch2.oz)

```
% infinite trees  
declare X Y in  
if X==Y then {Browse X} end  
  
X=f(Y)  
  
Y=f(X)
```

Ramassage de miettes

- ▶ Angl. : *garbage collector*
- ▶ Récupération de la mémoire qui n'est pas accessible (comme dans des langages fonctionnels, Java, ...)
- ▶ Peut aussi détruire un thread qui bloque et attend des informations sur une variable qui n'est plus accessible par des autres threads.

L'ordre d'exécution des threads n'est pas observable 1

- ▶ Il y a 3 instructions en mini-Oz qui agissent sur la mémoire :
 - ▶ $x = t$ (tell)
 - ▶ `if < x > then < s >1 else < s >2 end`
 - ▶ `case < x > of < p > then < s >1 else < s >2 end`
- ▶ Pour faire simple nous supposons que les instructions $< s >₁$ et $< s >₂$ sont également des tells.
- ▶ Chacune des ces 3 instructions est de la forme suivante :
 - ▶ il y a un certains nombre de choix.
 - ▶ chaque cas est un tell sous la condition d'un ask.
- ▶ Pour l'instruction $x = t$: il y a un seul choix, et la condition est True.

Pas de non-déterminisme observable

- ▶ L'entrelacement de l'exécution des thread n'est pas observable si on se restreint au modèle d'exécution vu au cours 2 (il est bien sûr observable quand les threads ont un effet de bord). Ici, la seule observation permise est le contenu de la mémoire finale.
- ▶ C'est une conséquence du fait que les structures de contrôle du langage (if, case) utilisent ask avec une sémantique logique, et de la monotonie de la mémoire !

L'ordre d'exécution des threads n'est pas observable 2

- ▶ `if < x > then < s >1 else < s >2 end`

ask	tell
$x = true$	$< s >1$
$x = false$	$< s >2$
$x \neq true \wedge x \neq false$	\perp

- ▶ `case < x > of < p > then < s >1 else < s >2 end`

ask	tell
$\exists \bar{X}. x = p$	$< s >1$
$\neg \exists \bar{X}. x = p$	$< s >2$

où \bar{X} est l'ensemble des variables de p .

L'ordre d'exécution des threads n'est pas observable 3

- ▶ Imaginons un store σ , et deux threads qui sont en mesure d'avancer avec une instruction qui agit sur le store.
- ▶ Dans un thread il y a donc `ask ϕ_1 tell ψ_1` , et $\sigma \models \phi_1$
- ▶ Dans l'autre il y a `ask ϕ_2 tell ψ_2` , et $\sigma \models \phi_2$.
- ▶ Si le premier thread exécute d'abord on passe à un store logiquement équivalent à $\sigma \wedge \psi_1$. On a $\sigma \wedge \psi_1 \models \phi_2$, donc on obtient un store équivalent à $\sigma \wedge \psi_1 \wedge \psi_2$.
- ▶ Si le deuxième thread exécute d'abord on passe à un store logiquement équivalent à $\sigma \wedge \psi_2$. On a $\sigma \wedge \psi_2 \models \phi_1$, donc on obtient un store équivalent à $\sigma \wedge \psi_2 \wedge \psi_1$.
- ▶ Les deux stores sont logiquement équivalents.

Exemples (observ2.oz)

```
local X in
  {Browse X}
  thread {Delay 1} X=a end
  thread {Delay 2} X=b end
end
```

Presque pas de non-déterminisme observable

- ▶ En vérité : on peut observer l'entrelacement quand on permet des effets de bords comme des entrées/sorties, ou la capture des exceptions.
- ▶ La réalité est plus riche que le langage noyaux utilisé au chapitre 2.

Est-ce qu'il y a un test si une valeur est une variable ?

- ▶ Non!
- ▶ (en vérité si, mais dans une bibliothèque pour la programmation bas niveau - en verra dans quelques semaines pourquoi)
- ▶ Raison : si c'était possible alors le comportement ne serait plus monotone!

```
thread if IsVar(X) then Y=1 else Y=2 fi end
thread X=42 end
```
- ▶ La conditionnelle prendrait, selon l'ordonnancement, soit la branche positive, soit la branche négative.

Un “test” qu’une valeur n’est *pas* une variable

- ▶ C’est facile!
- ▶ `fun {IsNotVar X} if X==42 then true else true end`
- ▶ Envoie **true** quand l’argument n’est pas une variable.
- ▶ N’envoie jamais **false**.
- ▶ Le calcul suspend quand l’argument est une variable.

Produire un flot d’entiers

Écrire un prédicat `{Generate X}` qui lie la variable `x` à la liste des nombres successives à partir de 2.

```
declare
fun {Generate}
% infinite list of integers staring from 2
  local
    fun {GenAux Curr}
      {Delay 1000}
      Curr|{GenAux Curr+1}
    end
  in
    {GenAux 2}
  end
end
```

Synchronisation par demande ou par offre

- ▶ Synchronisation par offre (*supply-driven concurrency*) est le modèle de Oz : le consommateur doit attendre le producteur.
- ▶ Synchronisation par demande (*demand-driven concurrency*) est le modèle de Haskell (lazy evaluation) : le producteur doit attendre le consommateur.

Exemples (inflist2.oz) I

```
% Creates an unstopable thread
{Browse thread {Generate} end}

% Create a thread with a stop button
declare Handle in
{Browse thread {Thread.this Handle} {Generate} end}

{Thread.terminate Handle}
```

Listes paresseuses (lazy lists)

- ▶ Ce sont des listes qui sont construites seulement tant que demandée.
- ▶ Intéressant pour la synchronisation par demande (en opposition à la synchronisation par offre).
- ▶ Il y a des langages qui réalisent les constructeurs de données (listes, par exemple) de façon paresseuse : Haskell, Miranda.
- ▶ En Ocaml, une expression peut être paresseuse.
- ▶ En Oz on peut définir des *fonctions* (ou procédures) paresseuses.

Exemples (lazy2.oz) I

```
declare X in
  {LGenerate X}
  {Browse X}

declare
fun {Tail L} L.2 end

declare
proc {Touch N L}
  if N>0 then {Touch N-1 {Tail L}} else skip end
end

{Touch 3 X}
{Touch 7 X}
```

Exemples (lazy1.oz) I

```
declare
fun {LGenerate}
  local
    fun lazy {GenAux Curr}
      {Show Curr} % pour observer l'avancement
      Curr|{GenAux Curr+1}
    end
  in
    {GenAux 2}
  end
end
```