

HOCore en Coq

Aurèle Barrière, sur un article de Petar Maskimovic & Alan Schmitt

10 mai 2016

λ -calcul

π -calcul

Calcul de processus

- Turing Complet
- Minimal
- Ordre supérieur

Higher **O**rders **C**ore

Catégories syntaxiques

Variables x

Canaux a

Processus P

La grammaire d'un processus en HOCore

$$P ::= a(x).P \mid \bar{a}\langle P \rangle \mid P \parallel P \mid x \mid 0$$

$$P ::= a(x).P \mid \bar{a}\langle P \rangle \mid P \parallel P \mid x \mid 0$$

0 ne fait rien.

x variable.

$P \parallel Q$ exécution en parallèle. Associative et commutative. Permet communication

$\bar{a}\langle P \rangle$ émission de P sur le canal a .

$a(x).P$ réception sur le canal a pour x dans P .

Émission et réception sur un même canal.

$$\bar{a}\langle P \rangle \| a(x).Q \rightarrow [P/x]Q$$

\rightarrow : réduction.

Parallélisme associatif et commutatif donc

$$\bar{a}\langle P \rangle \| \bar{b}\langle Q \rangle \| a(x).x \equiv \bar{b}\langle Q \rangle \| \bar{a}\langle P \rangle \| a(x).x \rightarrow \bar{b}\langle Q \rangle \| P$$

Exemple : récursivité

Processus P . On cherche $!P$ tel que $!P \rightarrow P \parallel !P$.

Alors $!P$ va répliquer indéfiniment P .

Soit $L = r(x).(x \parallel \bar{r}\langle x \rangle)$.

Soit $R = \bar{r}\langle P \parallel r(x).(x \parallel \bar{r}\langle x \rangle) \rangle$

Montrons que $!P = L \parallel R$ convient.

L et R communiquent sur r . Après communication, R se réduit donc en 0.

Dans L , on remplace x par le message émis par R .

On a donc

$$!P \rightarrow P \parallel r(x).(x \parallel \bar{r}\langle x \rangle) \parallel \bar{r}\langle P \parallel r(x).(x \parallel \bar{r}\langle x \rangle) \rangle \parallel 0$$

Et donc $!P \rightarrow P \parallel !P$

$$!P = (r(x).(x \parallel \bar{r}\langle x \rangle)) \parallel \bar{r}\langle P \parallel r(x).(x \parallel \bar{r}\langle x \rangle) \rangle$$

Exemple : choix de processus

Choisir entre P et Q .

On souhaite donc avoir le processus $(a_1.P \oplus a_2.Q)$ et les processus \hat{a}_1 et \hat{a}_2 tels que

$$(a_1.P \oplus a_2.Q) \parallel \hat{a}_1 \rightarrow^* P$$

$$(a_1.P \oplus a_2.Q) \parallel \hat{a}_2 \rightarrow^* Q$$

$$(a_1.P \oplus a_2.Q) = \bar{a}_1 \langle P \rangle \parallel \bar{a}_2 \langle Q \rangle$$

$$\hat{a}_1 = a_1(X).(a_2(Y).(X))$$

$$\hat{a}_2 = a_1(X).(a_2(Y).(Y))$$

On a récursivité, ordre supérieur, conditions...
HOCore est Turing-Complet.
Encodage dans les machines de Minsky.

En HOCore, l'équivalence de processus est décidable.

Équivalence très faible.

P et Q équivalents ssi

- Si P se réduit en P' , il existe Q' équivalent à P' tel que Q se réduit en Q' .
- P et Q ont les mêmes *observables* : ils émettent des messages sur les mêmes canaux.
- Pour tout contexte C (processus avec un trou), le contexte complété avec P , $C[P]$, est équivalent à $C[Q]$.

Intérêt de la formalisation : trouver une méthode pour décider de l'équivalence.

Syntaxe : OK

Sémantique : alpha-conversion

Alpha Conversion

Variables liées qui jouent le même rôle.

Exemple : $a(x).a(y).x$ et $a(z).a(y).z$ pour x et z .

Mais pas les processus x et y (libres)

Représentation canonique des noms

Idée : fonction qui calcule à chaque variable un indice indépendamment du nom.

Pollack, Sato et Riciotti

Analyser comportement processus : trouver les réductions. Mais deux processus qui communiquent en parallèle ne sont pas toujours à côté :

$$\bar{a}\langle P \rangle \parallel R \parallel S \parallel T \parallel U \parallel a(x).Q \text{ se réduit en } 0 \parallel R \parallel S \parallel T \parallel U \parallel [P/x]Q$$

On étiquette le comportement de chaque processus pour trouver les réductions.

Règles de LTS

$$\text{OUT } \bar{a}\langle P \rangle \xrightarrow{\bar{a}\langle P \rangle} 0$$

$$\text{IN } a(x).Q \xrightarrow{a(P)} [P/x]Q$$

$$\text{TAU1 Si } P \xrightarrow{\bar{a}\langle R \rangle} P' \text{ et } Q \xrightarrow{a(R)} Q' \text{ alors } P \parallel Q \xrightarrow{\tau} P' \parallel Q'$$

Formalisation en Coq : preuves assistées.

De nombreuses preuves sur le calcul contenaient des erreurs :
hypothèses fausses, raisonnement sur de mauvaises structures...

Formalisation : 4kloc

Preuves : 22kloc

Formaliser la syntaxe, puis la sémantique en permettant à l'assistant de preuve de faire des réductions.

Résoudre les problèmes (alpha-conversion) pour aboutir à de nouvelles méthodes de preuves.

Corriger les preuves existantes, en apprendre plus sur ce type de calculs.

Première formalisation d'un π -calcul d'ordre supérieur.

Il reste des preuves à traduire en Coq.