

P. SALLÉ

Note sur la sémantique des structures de contrôle

RAIRO. Informatique théorique, tome 13, n° 2 (1979), p. 185-188

http://www.numdam.org/item?id=ITA_1979__13_2_185_0

© AFCET, 1979, tous droits réservés.

L'accès aux archives de la revue « RAIRO. Informatique théorique » implique l'accord avec les conditions générales d'utilisation (<http://www.numdam.org/conditions>). Toute utilisation commerciale ou impression systématique est constitutive d'une infraction pénale. Toute copie ou impression de ce fichier doit contenir la présente mention de copyright.

NUMDAM

Article numérisé dans le cadre du programme
Numérisation de documents anciens mathématiques

<http://www.numdam.org/>

NOTE SUR LA SÉMANTIQUE DES STRUCTURES DE CONTRÔLE (*)

par P. SALLE ⁽¹⁾

Communiqué par J.-F. PERROT

Résumé. — *Cette courte note est consacrée à la correction d'une erreur parue dans les articles de F. Nozick et B. Robinet sur la sémantique des structures de contrôle et des transformations de programmes.*

Abstract. — *This short note is devoted to correcting an error in the Nozick-Robinet papers about the semantics of control structures and program transformations.*

Nous rectifions une erreur de détail dans les articles de F. Nozick et B. Robinet « Une sémantique de structures de contrôle » [4] et de B. Robinet « un modèle fonctionnel des structures de contrôle » [5] et nous montrons que les résultats obtenus en matière de transformations de programmes ne sont pas remis en cause.

Rappelons que dans le premier article les auteurs définissent une sémantique σ_E du surlangage EXEL et prouvent sa correction vis-à-vis de la sémantique « naïve » de ce langage telle qu'elle résulte de sa définition dans [1]. σ_E est définie inductivement dans un environnement de calcul ou contexte muni d'une structure de pile, que nous désignerons ci-après par x , en utilisant les éléments suivants :

– les opérateurs de Böhm et Jacopini [2], à savoir

$$\begin{aligned}\pi(a, b)(x) &= b(a(x)) \\ \Delta(\alpha, a, b)(x) &= \begin{cases} a(x) & \text{si } \alpha(x) \text{ est vrai} \\ b(x) & \text{si } \alpha(x) \text{ est faux} \end{cases} \\ \varphi(\alpha, a)(x) &= a^n(x)\end{aligned}$$

avec n le plus petit entier tel que $\alpha(a^n(x))$ soit faux

$$\Lambda(x) = x;$$

(*) Reçu octobre 1978.

(¹) Université Paul-Sabatier, Laboratoire Langages et Systèmes informatique.

– deux opérations d’empilement

$$\left. \begin{array}{l} x \xrightarrow{T} \langle t, x \rangle \\ x \xrightarrow{F} \langle f, x \rangle \end{array} \right\} t, f \text{ valeurs booléennes;}$$

– une opération de dépilement

$$\begin{aligned} \omega(\langle v, x \rangle) = t &\Leftrightarrow v = t \\ &= f \Leftrightarrow v = f \end{aligned}$$

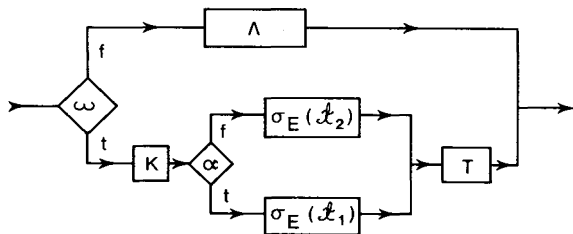
– un prédicat ω dont la valeur est celle du sommet de la pile

$$\omega(\langle v, x \rangle) = t \Leftrightarrow v = t = f \Leftrightarrow v = f.$$

La sémantique d’un programme EXEL \mathcal{P} évalué dans le contexte x est alors $\sigma_E(\mathcal{P})x$ où $\sigma_E(\mathcal{P})$ est obtenu en composant les sémantiques des instructions élémentaires du langage qui forment le programme et où la pile de contexte initial x est $\langle t, x' \rangle$ où x' désigne l’état initial de la mémoire. Enfin la sémantique de chaque instruction élémentaire comporte un test sur le sommet de la pile x , qui détermine suivant la valeur du prédicat ω si cette instruction doit être exécutée ou non. Les instructions élémentaires en question correspondent aux structures de contrôle d’EXEL : itération, sortie indexée, alternative et composition. C’est dans la sémantique de l’alternative proposée en [4] que gît le lièvre. Nos auteurs donnent :

$$\begin{aligned} \sigma_E(\underline{\text{SI}} \alpha \underline{\text{ALORS}} \mathcal{A}_1 \underline{\text{SINON}} \mathcal{A}_2 \underline{\text{IS}}) \\ = \Delta(\omega, \pi(\pi(K, \Delta(\alpha, \sigma_E(\mathcal{A}_1), \sigma_E(\mathcal{A}_2))), T), \Lambda) \quad (1) \end{aligned}$$

qui correspond au diagramme



On en déduit que :

$$\begin{aligned} (a) \quad \sigma_E(\underline{\text{SI}} \alpha \underline{\text{ALORS}} \mathcal{A}_1 \underline{\text{SINON}} \mathcal{A}_2 \underline{\text{IS}}) \langle t, x \rangle \\ = \sigma_E(\mathcal{A}_1)x \quad \text{si } \alpha(x) \text{ est vrai} \\ = \sigma_E(\mathcal{A}_2)x \quad \text{si } \alpha(x) \text{ est faux} \end{aligned}$$

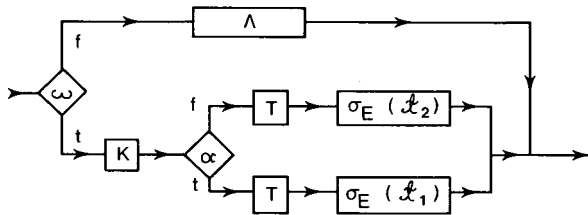
ce qui est presque, mais pas tout à fait le résultat souhaité. En effet, de par la définition récursive de σ_E , une instruction n'est exécutée que si le sommet de la pile de contexte x est la valeur t ; en particulier afin que le prédicat α puisse porter sur l'état de la mémoire, il faut avant son évaluation dépiler la valeur t au sommet de x , puis après cette évaluation la restaurer afin d'exécuter $\sigma_E(\mathcal{A}_1)$ ou $\sigma_E(\mathcal{A}_2)$ selon la valeur de α trouvée. En d'autres termes la sémantique de l'alternative doit satisfaire

$$\begin{aligned}
 (b) \quad \sigma_E(\underline{\text{SI}} \ \alpha \ \underline{\text{ALORS}} \ \mathcal{A}_1 \ \underline{\text{SINON}} \ \mathcal{A}_2 \ \underline{\text{IS}}) \langle t, x \rangle & \\
 &= \sigma_E(\mathcal{A}_1) \langle t, x \rangle \quad \text{si } \alpha(x) \text{ est vrai} \\
 &= \sigma_E(\mathcal{A}_2) \langle t, x \rangle \quad \text{si } \alpha(x) \text{ est faux}
 \end{aligned}$$

Nous proposons donc la définition suivante :

$$\begin{aligned}
 \sigma_E(\underline{\text{SI}} \ \alpha \ \underline{\text{ALORS}} \ \mathcal{A}_1 \ \underline{\text{SINON}} \ \mathcal{A}_2 \ \underline{\text{IS}}) & \\
 = \Delta(\omega, \pi(K, \Delta(\alpha, \pi(T, \sigma_E(\mathcal{A}_1)), \pi(T, \sigma_E(\mathcal{A}_2))))), \Lambda) & \quad (2)
 \end{aligned}$$

qui correspond au diagramme :



D'ailleurs dans la preuve du théorème énonçant la correction de σ_E les auteurs utilisent implicitement la définition (b). Il n'y a donc pas lieu de la modifier et le théorème reste vrai. Dans les exemples de traduction il conviendra de remplacer systématiquement (1) par (2).

Dans [5] on définit une interprétation du langage EXEL dans le langage CUCH [3] Σ_E par composition de σ_E avec une interprétation des diagrammes de Bohm et Jacopini dans le langage CUCH. On y retrouve la définition de σ_E qu'il convient de corriger en remplaçant (1) par (2). Il s'en suit qu'il faut également remplacer la traduction de $\sigma_B((1))$ par $\sigma_B((2))$ c'est-à-dire remplacer :

$$\begin{aligned}
 \Sigma_E(\underline{\text{SI}} \ \alpha \ \underline{\text{ALORS}} \ \mathcal{A}_1 \ \underline{\text{SINON}} \ \mathcal{A}_2 \ \underline{\text{IS}}) & \\
 = \text{Si top} (\circ (\circ \text{pop} (\text{if } \alpha \ \Sigma_E(\mathcal{A}_1) \ \Sigma_E(\mathcal{A}_2)))) (\text{empile } 0)) & \quad (3)
 \end{aligned}$$

par

$$\neg (\circ \text{pop} (\text{if } \alpha (\circ(\text{empile } 0) \Sigma_E(\mathcal{A}_1)) (\circ(\text{empile } 0) \Sigma_E(\mathcal{A}_2)))) \quad (4)$$

Ces différentes modifications sont sans effet sur les preuves de transformations de programmes.

BIBLIOGRAPHIE

1. J. ARSAC, L. NOLIN, G. RUGGIU et J.P. VASSEUR, *Le système de programmation structurée Exel*, Rev. Techn. Thomson-C.S.F., vol. 6, n°3, 1974, p. 715-736.
2. C. BOHM et G. JACOPINI, *Flow Diagrams, Turing Machines and Languages with Only Two Formation Rules*, Comm. A.C.M., vol. 9, n°5, 1966, p. 365-371.
3. C. BOHM, *The CUCH as a Formal and Description Language*, Formal Language, Description Languages for Computer Programming, T. B. STEEL, Ed., North Holland Pub., 1966, p. 179-197.
4. B. ROBINET et F. NOZICK, *Sémantique des structures de contrôle*, R.A.I.R.O. Informatique théorique, vol. 11, n°1, 1977, p. 63-74.
5. B. ROBINET, *Un modèle fonctionnel des structures de contrôle*, R.A.I.R.O. Informatique théorique, vol. 11, n°3, 1977, p. 213-236.