5F−7

遅延ナローイング計算系に基づく言語Evとその処理系

鈴木太朗　中川康二　井田哲雄
筑波大学

1　はじめに

最近、ナローイングは関数型言語と論理型言語を融合する計算機構として注目されている。また、遅延評価は、プログラミングにおけるその有効性が関数型言語の研究において広く認識されている。

現在我々は、遅延ナローイング計算系(以降LNCと呼ぶ)に興味を持っている。これは、等式の反駁による証明を計算の機構とし、証明の過程で値が必要になった関数項のみをナローイングにより簡約する計算系である。

我々は、このような計算系に基づく関数・論理型言語Evを設計し、その処理系を開発している。

本稿では、言語Evとその処理系について説明する。

2　言語Evの式

言語Evは、条件付き等式とゴール式より成る。条件付き等式は、

$$f(d_1,\ldots,d_n)=t \Leftarrow s_1=k_1,\ldots,s_m=k_m \qquad (1)$$

ここで、$n\geq 0, m\geq 0$

の形式で与えられる。式(1)の$\Leftarrow$の左側を条件付き等式の等式部、右側を条件部という。

ゴール式は

$$\Leftarrow s_1=d_1,\ldots,s_l=d_l \qquad (2)$$

ここで、$l\geq 1$

の形式で与えられる。式(1)、(2)は$=$を述語記号とする述語のみからなるホーン節とみなすと、式(1)は論理プログラムの定義節、式(2)はゴールに相当する。

一方、式(1)は条件付き項書換え規則と考えることもできる。このとき、式(1)に現れる等号「$=$」は、式(1)の等式部に現れたときは一ステップ簡約の書換え規則を表す記号を意味し、条件部に現れたときは簡約関係を意味する。

言い替えると、$=$は等号関係を表してはいるが、実際には、$=$の左右両辺の項に以下のような制限を課すことにより、式(1)を条件付き書き換え規則と考えることができる。

- 式(1)の等式部の右辺は、関数を含まない構成子項あるいは変数。
- 式(1)の条件部の等式の右辺は、変数と関数を含まない構成子項。
- 式(2)の等式の右辺は、関数を含まない構成子項あるいは変数。

以下では、関数項を部分項として含まない構成子項および変数をデータ項と呼ぶ。

3　基本式への変換

言語Evの式は、図1に示すプログラム変換規則Φにより、Evの基本式へと変換される。基本式がLNCで扱われる表現である。

後で明らかになるように、Evの式を基本式に変換することで、LNCの推論規則をより単純なものにし、実現を容易にすることが可能となる。

図1ではΦを2つの変換規則Φ_1とΦ_2との合成$\Phi_2\circ\Phi_1$で表している。Φ_1は均一形への変換、Φ_2は浅い構成子項への変換である。ここで、均一形とは等式部の左辺$f(d_1,\ldots,d_n)$の引数が全て相異なる変数であるような条件付き等式のことをいう。また、浅い構成子項とは相異なる変数$x_1,\ldots,x_n$を真部分項とする構成子項$c(x_1,\ldots,x_n)$のことをいう。

基本式への変換の例を以下に示す。

$f(0,X)=0 \Leftarrow$
$f(s(0),0)=s(s(0)) \Leftarrow$
$f(s(s(X)),s(Y))=f(X,Y) \Leftarrow$

上の3つの式は、それぞれ以下のように変換される。

$f(X',X)=0 \Leftarrow X'=0$
$f(X',Y')=s(s(0)) \Leftarrow X'=s(X''),X''=0,Y'=0$
$f(X',Y')=f(X,Y) \Leftarrow X'=s(X''),X''=s(X),Y'=s(Y)$

$'$のついた変数と$''$のついた変数は、それぞれΦ_1、Φ_2により新たに導入された変数である。

以下では、基本式に変換された条件つき等式を基本条件つき等式、ゴール式を基本ゴール式と呼ぶ。

4　LNCの推論規則

Evの実行の基本的なしくみであるLNCの推論規則を図2に示す。図2中の$\mathcal{E}$は基本条件付き等式の集合を表す。LNCは図2に示す推論規則を持ち、推論の対象をEvの基本ゴール式とする形式的体系である。

3節で述べたように、$f(d_1,\ldots,d_n)=t \Leftarrow E^*$は、変換規則$\Phi_1$により均一系$f(x_1,\ldots,x_n)=t \Leftarrow$

Narrowing Based Language Ev and its system
Taro Suzuki,Koji Nakagawa,Tetsuo Ida
University of Tsukuba

$x_1 = d_1, \ldots, x_n = d_n, E^*$ に変換される。$s_1, \ldots, s_n$ の $d_1, \ldots, d_n$ への書換えは変換規則 Φ_1 により条件部に付け加えられた等式によって明示的に行なわれるので、左辺が関数項である等式 $f(s_1, \ldots, s_n) = s$ の書換えを行なう推論規則 [ln] は、代入 $\{s_1/x_1, \ldots, s_n/x_n\}$ を作るだけですむようになる。

また、等式 $t = c(d_1, \ldots, d_n)$ の右辺の構成子項は、変換規則 Φ_2 により浅い構成子項 $c(x_1, \ldots, x_n)$ に置き換えられる。$s_1, \ldots, s_n$ の $d_1, \ldots, d_n$ への書換えは変換規則 Φ_2 により条件部に付け加えられた等式によって明示的に行なわれるので、両辺が構成子項である等式 $c(s_1, \ldots, s_n) = c(x_1, \ldots, x_n)$ の書き換えを行なう推論規則 [u] は、構成子項の真部分項に対して代入 $\{s_1/x_1, \ldots, s_n, x_n\}$ を作るだけですむようになる。

このように、LNC では本来推論規則が実行する処理を基本式への変換によりあらかじめ実行している。このことは、計算機による実行を考えたときに単純かつ効率の良い実現を可能とする。

LNC における計算とは、基本ゴール式 $\Leftarrow E^*$ に図 2 の推論規則を繰り返し適用してゴール式 $\Leftarrow \square$ を得る反駁である。この反駁で得られる代入の合成を θ とする。θ の定義域を最初のゴール式 $\Leftarrow E^*$ に現れる変数の集合に制限したものが、この反駁の計算解代入である。我々が求める解は、基本ゴール式に変換する前のゴール式に現れる変数の集合に θ の定義域を制限したものである。

推論規則の適用は等式 $t = d$ の両辺の型により一意に定まる。表 1 に両辺の型と適用される推論規則を示す。

$t \backslash d$	変数	浅い構成子項
変数	[vd]	[vd]
関数項	[ln]	[ln]
構成子項	[cv]	[u]

表 1 . 等式の両辺の型と適用される推論規則

5 言語 Ev の処理系の実現

言語 Ev の処理系は、LNC の推論規則を効率良く実行する抽象機械 [2] と Ev のプログラムを抽象機械の命令列へ翻訳する翻訳系 [1] から成る。

この抽象機械は、Prolog の抽象機械である WAM[4] に基づいて設計されている。また、翻訳系は 2節で示した式の制限の検査や、3節で示した基本式への変換をも含んでいる。我々は既にこの抽象機械のシミュレータを作成しており、言語及び計算系の実験に利用している [3]。

参考文献

[1] 鈴木太朗、井田哲雄：遅延ナローイングに基づく言語 Ev の等式翻訳方法，情報処理学会第 4 4 回全国大会予稿 6G-3, 1992.

[2] 中村敦司、鈴木太朗、中川康二、井田哲雄：遅延ナローイング抽象機械のアーキテクチャ，情報処理第 4 4 回全国大会予稿 6G-1, 1992.

[3] 中川康二、井田哲雄：遅延ナローイング抽象機械のシュミレータ，情報処理第 4 4 回全国大会予稿 6G-2, 1992.

[4] Hassan Aït-Kaci ： Warren's Abstract Machine, MIT Press,1991

Φ_1 (均一形への変換)

$$\begin{aligned} &\Phi[\![f(\ldots, d, \ldots) = s \Leftarrow E^*]\!] \\ = \ &\Phi[\![f(\ldots, x, \ldots) = s \Leftarrow x = d, E^*]\!] \end{aligned}$$

d は変数でないデータ項、x は新たに導入された変数。

Φ_2 (浅い構成子項への変換)

(1) $\Phi[\![E \Leftarrow \ldots, s = c(\ldots, d, \ldots), \ldots]\!]$
$= \Phi[\![E \Leftarrow \ldots, s = c(\ldots, x, \ldots), x = d, \ldots]\!]$
d は変数ではないデータ項、x は新たに導入された変数。

(2) $\Phi[\![\Leftarrow \ldots, s = c(\ldots, e, \ldots), \ldots]\!]$
$= \Phi[\![\Leftarrow \ldots, s = c(\ldots, x, \ldots), x = e, \ldots]\!]$
e は変換規則で導入された変数ではないデータ項、x は新たに導入された変数。

図 1 . 基本式への変換規則 $\Phi = \Phi_2 \circ \Phi_1$

[ln] 遅延ナローイング

$$\frac{\Leftarrow f(s_1, \ldots, s_n) = d, E^*}{\Leftarrow \theta(F^*, t = d, E^*)} \; f(x_1, \ldots, x_n) = t \Leftarrow F^* \in \mathcal{E}$$

ここで、$\theta = \{s_1/x_1, \ldots, s_n/x_n\}$ である。

[vd] データ項の束縛

$$\frac{\Leftarrow x = d, E^*}{\Leftarrow \theta E^*}$$

ここで、$\theta = \{d/x\}$、$x \notin \mathcal{V}(d)$ である。

[cv] 構成子項の束縛

$$\frac{\Leftarrow c(s_1, \ldots, s_n) = x, E^*}{\Leftarrow \theta E^*}$$

ここで、$\theta = \{c(s_1, \ldots, s_n)/x\}$ である。

[u] 単一化

$$\frac{\Leftarrow c(s_1, \ldots, s_n) = c(x_1, \ldots, x_n), E^*}{\Leftarrow \theta E^*}$$

ここで、$\theta = \{s_1/x_1, \ldots, s_n/x_n\}$ である。

図 2 .LNC の推論規則