

algebraic effects を含むプログラムのステップ実行

古川 つきの, 浅井 健一

お茶の水女子大学

furukawa.tsukino@is.ocha.ac.jp, asai@is.ocha.ac.jp

概要 ステップはプログラムの実行過程を見せるツールである。これまで様々な言語に対するステップが作られてきたが、shift/reset や algebraic effects といった継続を明示的に扱う言語機能をサポートするステップは作られていない。継続を扱うプログラムの挙動を理解するのは困難なので、そういった言語に対応したステップを作ることが本研究の目的である。

ステップは簡約のたびにその時点でのプログラム全体を出力するインタプリタなので、実行している部分式のコンテキストの情報が常に必要になる。継続を扱うような複雑な機能を持つ言語を対象にしたステップでは、コンテキストがどのような構造をしているかが自明でない。そこで、通常のインタプリタ関数をプログラム変換することで機械的にコンテキストの情報を保持させ、ステップを実装する方法を示す。

実際に型無しλ計算と algebraic effects から成る言語について実装方法を示し、それをもとにして実装した Multicore OCaml を対象としたステップを紹介する。

1 はじめに

継続を操作するプログラムの挙動を理解するためには、プログラムがどのように実行されていくのかを詳細に追う必要がある。その継続を得た時点での実行の状態が分からなければどのような継続なのかが分からないからである。

そのようなプログラムの実行の様子を確認する方法に、実行が1段階進むごとにどのような状態になっているのかを書き連ねる方法がある。1段階ずつ確認していけば、具体的にどのような計算がされるのかを観察することができ、プログラムの動きを理解しやすい。またこの方法はデバッグにおいても有用で、どの段階で想定と違うことが起こっているのかが見えるので、プログラムのどの部分がその原因なのかが分かりやすくなる。

そこで我々は、プログラムが代数的に書き換わる様子を1ステップずつ表示するツールである代数的ステップを、継続を明示的に扱う言語機能に対応させることを目指している。ステップは、例えば OCaml のプログラム `let a = 1 + 2 in 4 + a` を入力されると、以下のような実行ステップを表す文字列を出力する。

Step 0: (let a = (1 + 2) in (4 + a))

Step 1: (let a = 3 in (4 + a))

Step 1: (let a = 3 in (4 + a))

Step 2: (4 + 3)

Step 2: (4 + 3)

Step 3: 7

ステップはプログラムを評価するプログラムなのでインタプリタの一種である。古川ら (2019)[2] は、例外処理のための構文 try-with を含む言語について、通常のインタプリタ関数に出力機能を

追加することでステップを実装した。インタプリタは部分式を再帰的に実行するが、その先で簡約があった場合に式全体を出力するために、部分式を再帰的に実行している時にそのコンテキストの情報を得ることが必要になる。古川ら (2019)[2] は評価順序をもとにコンテキストの構造を考えてコンテキストを表すデータ型を定義していたが、本研究ではインタプリタ関数に CPS 変換 [3] および非関数化 [4] という変換を施すことでコンテキストの情報を引数に持つインタプリタ関数を導出し、それを用いてプログラム全体を再構成して出力する方法を提案する。そして実際に algebraic effects を含む言語についてインタプリタ関数を定義し、それを変換することによってステップ関数を導出する過程について説明する。

2 ステップの実装におけるコンテキスト

ステップは簡約のたびに簡約前後のプログラムを出力するインタプリタである。例えばプログラム `((fun a -> a) ((fun b -> b) (fun c -> c)))` を入力した場合、以下のように出力したい。

```
((fun a -> a) ((fun b -> b) (fun c -> c)))
((fun a -> a) (fun c -> c))

((fun a -> a) (fun c -> c))
(fun c -> c)
```

ステップはインタプリタにステップ出力機能が加わったものなので、通常のインタプリタ関数に書き加えることで実装できる。図 1 に OCaml による型無し λ 計算の定義とインタプリタの実装を示す。関数 `subst : e -> (string * v) list -> e` は代入関数であり、`subst e [(x, v)]` は式 `e` の中の全ての変数 `x` を値 `v` に置換した式を返す。

ステップは small-step での実行過程を見せるものであるが、small-step でなく big-step のインタプリタを基にして作ることで、関数適用や配列に対する処理やループ等のひとまとまりの実行の開始と終了を検知して「その部分の最後のステップまで飛ばす」等の機能を作ることが容易になる。??ため、big-step のインタプリタを利用している。

このインタプリタをステップにするには、簡約をする際に簡約前後のプログラムを出力する機能を追加すればよい。関数 `eval` は実行する式の部分式を再帰的に実行する。すると、再帰呼び出しされた `eval` の中では、引数に実行中の部分式の情報しか与えられていない。しかしステップが出力したいのは実行中の部分式ではなく式全体であり、コンテキストを含めた式全体を出力するためには、実行中の式の構文木の他にコンテキストの情報が必要である。

コンテキストの情報を得るために、Clements ら [1] は Racket の continuation mark を使用してコンテキストフレームの情報を記録したが、本研究ではインタプリタ関数に明示的にコンテキスト情報のための引数を追加する。筆者らは以前 [2]、実際にインタプリタに引数を追加することによってステップを実装した。図 1 のインタプリタにその変更を施すと、図 2 のようになる。ここでは関数 `memo : e -> e -> c -> unit` は、簡約前の式、簡約後の式、コンテキスト情報の 3 つの引数を取り、コンテキスト情報を利用して簡約前後の式にそれぞれコンテキストを付加することで簡約前後の式全体を得て出力する。

図 2 のように、コンテキストを表すデータ型を定義して再帰呼び出し時の構造に合わせて引数として渡すようにすれば、式全体を再構成して出力することが可能になる。以前の研究 [2] ではこの方法を用いて try-with 構文を含む言語のステップを実装することに成功した。しかし、try-with のような制御構文を含む言語では、コンテキストを区切ってある区間のコンテキストを一度に捨てるなどの操作が必要になるため、コンテキストの構造が一次元的でなくなり、複雑なデータ構造の定義が必要になる可能性がある [2]。

```

(* 値 *)
type v = Var of string      (* x *)
      | Fun of string * e   (* fun x -> e *)

(* 式 *)
type e = Val of v           (* 値 *)
      | App of e * e        (* e e *)

(* インタプリタ *)
let rec eval (exp : e) : v = match exp with
| Val (v) -> v              (* 値ならそのまま返す *)
| App (e1, e2) ->
  (let v2 = eval e2 in      (* 引数部分を実行 *)
   let v1 = eval e1 in      (* 関数部分を実行 *)
   let reduct = match v1 with
   | Fun (x, e) -> subst e [(x, v2)] (* 代入 e[v2/x] *)
   | _ -> failwith "type error" in  (* 関数部分が関数でなければ型エラー *)
   eval reduct)             (* 代入後の式を実行 *)

```

図 1. 型無し λ 計算とそのインタプリタ

```

(* コンテキスト *)
type c = CId                (* []. *)
      | CApp2 of e * c      (* [e [].] *)
      | CApp1 of v * c      (* [[.] v] *)

(* 出力しながら再帰的に実行 *)
let rec eval (exp : e) (c : c) : v = match exp with
| Val (v) -> v
| App (e1, e2) ->
  (let v2 = eval e2 (CApp2 (e1, c)) in (* コンテキストを1層深くする *)
   let v1 = eval e1 (CApp1 (v2, c)) in (* コンテキストを1層深くする *)
   let redex = App (Val v1, Val v2) in
   let reduct = match v1 with
   | Fun (x, e) -> subst e [(x, v2)]
   | _ -> failwith "type error" in
   memo redex reduct c;              (* コンテキストを利用して式全体を出力 *)
   eval reduct c)

(* 実行を始める *)
let stepper (exp : e) = eval exp CId

```

図 2. 型無し λ 計算に対するステップ

<code>v :=</code>	(値)
<code>x</code>	変数
<code> fun x -> e</code>	関数
<code> fun x => e</code>	継続
<code>e :=</code>	(式)
<code>v</code>	値
<code> e e</code>	関数適用
<code> op e</code>	オペレーション呼び出し
<code> with h handle e</code>	ハンドル
<code>h :=</code>	(ハンドラ)
<code>{return x -> e,</code>	return 節
<code>op(x; k) -> e, ..., op(x; k) -> e}</code>	オペレーション節 (0 個以上)

図 3. 対象言語の構文

ところが、図 2 の `c` 型の定義を見ると、各コンストラクタはインタプリタ関数の「どの再帰呼び出しか」に対応している。コンテキストの型は評価順序によって定まるものであり、評価順序はインタプリタ関数で定義されているので、コンテキストを表すデータ型の定義はインタプリタ関数から導出できるものであると考えられる。次節以降ではその導出方法の 1 つを提案する。

3 言語とインタプリタの定義

この節では、型無し λ 計算と algebraic effects からなる言語とそのインタプリタを定義する。

3.1 algebraic effects

型無し λ 計算と algebraic effects からなる対象言語を図 3 の `e` と定義する。ただし継続 `fun x => e` は入力プログラムに含まれることはなく、実行の過程で現れる。

意味論については 3.3 節で厳密に扱うが、例えばプログラム `(with handler {return x -> (fun a -> x), op(x, k) -> k x} handle ((op (fun b -> b)) 2)) 3` は以下のように実行される。

right-to-left で評価するとして、まず関数適用の引数部分 3 を実行し、値 3 を得る。次に関数部分の `with ... handle ...` を実行する。`with ... handle ...` ではまず `handle` 以降の `((op (fun b -> b)) 2)` を実行する。これは関数適用なのでまず引数部分の 2 を実行し、値 2 を得る。次に関数部分 `(op (fun b -> b))` はオペレーション呼び出しであり、まず引数 `(fun b -> b)` を実行する。値 `(fun b -> b)` を得たら、`(op (fun b -> b))` を囲んでいる `with ... handle ...` を参照して、そこにオペレーション `op` が定義されているかどうかを見る。ここでは `op(x, k) -> k x` と定義されている。すると、`with ... handle ...` の部分が `(k x)[(fun b -> b)/x, (fun y => (with handler {return x -> (fun a -> x), op(x, k) -> k x} handle (y 2)))]/k` に簡約され、次はこの式の実行に移る。この `k` に代入する値は、`with ... handle ...` 式までの限定継続である。引数部分と関数部分をそれぞれ実行し、これらは元々値になっているのでそのままの値が返る。そして `(fun b -> b)` に継続 `(fun y => (with ... handle (y 2)))` を適用すると `(with ... handle ((fun b -> b) 2))` になるが、この適用は継続の適用なので、`fun b -> b` および 2 は既に実行した後だということが分かっており、次には `(fun b -> b) 2` の関数適用をする。これは 2 になり、ここで `handle ...` 内が値となった。すると今度は `with ... handle ...` がハンドラの return 節の `fun a -> x` に簡約される。このとき `x` は `handle ...` 内の値の 2

```

(* 値 *)
type v = Var of string      (* x *)
      | Fun of string * e  (* fun x -> e *)
      | Cont of (k -> k)   (* 継続 fun x => ... *)
(* ハンドラ *)
and h = {
  return : string * e;      (* handler {return x -> e,      *}
  ops : (string * string * string * e) list (* op(x; k) -> e, ...} *)
}
(* 式 *)
and e = Val of v            (* v *)
      | App of e * e        (* e e *)
      | Op of string * e     (* op e *)
      | With of h * e        (* with h handle e *)
(* handle 内の継続 *)
and k = v -> a
(* handle 内の実行結果 *)
and a = Return of v          (* 値になった *)
      | OpCall of string * v * k (* オペレーションが呼び出された *)

```

図 4. 対象言語の定義

である。よってここでプログラム全体は $(\text{fun } b \rightarrow 2) \ 3$ になっており、この関数適用をして最終結果は 2 になる。

もし呼び出されたオペレーションがハンドラで定義されていなければさらに外のハンドラを参照して、その時の継続値は定義が見つかったハンドラまでの限定継続である。見つからなかった場合はエラーを起こす。

3.2 構文の定義

対象言語の OCaml による定義を図 4 に示す。式の型 e で表されるものが対象言語のプログラムである。

継続の型 k は、インタプリタのメタ継続を表す。

3.3 CPS インタプリタ

図 4 の言語に対する、call-by-value かつ right-to-left のインタプリタを図 5 に定義する。ただし、関数 $\text{subst} : e \rightarrow (\text{string} * v) \text{ list} \rightarrow e$ は代入のための関数であり、 $\text{subst } e \ [(x, v); (k, \text{cont_value})]$ は e の中の変数 x と変数 k に同時にそれぞれ値 v と値 cont_value を代入した式を返す。関数 search_op はハンドラ内のオペレーションを検索する関数で、例えば $\text{handler } \{\text{return } x \rightarrow x, \text{op1}(y, k) \rightarrow k \ y\}$ を表すデータを h とすると $\text{search_op } \text{"op2"} \ h$ は None を返し $\text{search_op } \text{"op1"} \ h$ は $\text{Some } (y, k, \text{App } (\text{Var } \text{"k"}, \text{Var } \text{"y"}))$ を返す。

4 インタプリタの変換

本節では、3 節で定義したインタプリタ (図 5) を変換することで、コンテキストの情報を保持するインタプリタを得る方法を示す。用いるプログラム変換は非関数化と CPS 変換の 2 種類である。

```

(* インタプリタ *)
let rec eval (exp : e) (k : k) : a = match exp with
| Val (v) -> k v    (* 継続に値を渡す *)
| App (e1, e2) ->
  eval e2 (fun v2 ->
    eval e1 (fun v1 -> match v1 with
    | Fun (x, e) ->
      let reduct = subst e [(x, v2)] in
      eval reduct k
    | Cont (k') ->
      (k' k) v2    (* 現在の継続と継続値が保持するメタ継続を合成して値を渡す *)
    | _ -> failwith "type error"))
| Op (name, e) ->
  eval e (fun v -> OpCall (name, v, k))
| With (h, e) ->
  let a = eval e (fun v -> Return v) in
  apply_handler k h a

(* ハンドラを処理する関数 *)
and apply_handler (k : k) (h : h) (a : a) : a = match a with
| Return v ->
  (* handle 節内が値 v を返したとき *)
  (match h with {return = (x, e)} -> (* handler {return x -> e, ...} として*)
    let reduct = subst e [(x, v)] in (* e[v/x] に簡約される *)
    eval reduct k) (* e[v/x] を実行 *)
| OpCall (name, v, k') ->
  (* オペレーション呼び出しがあったとき *)
  (match search_op name h with
  | None ->
    (* ハンドラで定義されていない場合、 *)
    OpCall (name, v, (fun v -> (* OpCall の継続の後に現在の継続を合成 *)
      let a' = k' v in
      apply_handler k h a'))
  | Some (x, y, e) ->
    (* ハンドラで定義されている場合、 *)
    let cont_value =
      Cont (fun k'' -> fun v -> (* 適用時にその後の継続を受け取って合成 *)
        let a' = k' v in
        apply_handler k'' h a') in
    let reduct = subst e [(x, v); (y, cont_value)] in
    eval reduct k)

(* 初期継続を渡して実行を始める *)
let interpreter (e : e) : a = eval e (fun v -> Return v)

```

図 5. 継続渡し形式で書かれたインタプリタ

```

and k = FId
  | FApp2 of e * k
  | FApp1 of v * k
  | FOp of string * k
  | FCall of k * h * k

```

図 6. 非関数化後の継続の型

これらの変換はプログラムの動作を変えないので、変換の結果得られるインタプリタと図 5 のインタプリタは、同じ引数 e に対して同じ値を返す。

4.1 非関数化

まず、図 5 のプログラムを非関数化する。具体的には以下を施す。

1. k 型すなわち $v \rightarrow a$ 型の匿名関数全てを、関数内に現れる全ての自由変数を引数に持つコンストラクタに分類し、継続の型 k をそれらのコンストラクタから構成されるヴァリエント型に変更する (図 6 のようになる)。
2. $v \rightarrow a$ 型の匿名関数全てを、該当するコンストラクタに置き換える
3. 継続に引数を渡している部分 $k\ v$ を `apply_k k v` に置き換え、意味が変わらないように関数 `apply_k` を定義する

変換後のプログラムを図 7 に示す。

非関数化したことで継続 k がコンストラクタとして表されるようになったので、継続の構造を参照することや、継続を部分的に書き換えることが可能になった。具体的な k の構造の例を示す。図 7 の関数 `stepper` に入力プログラム `((fun a -> a) (with handler {return x -> x, a(x; k) -> x} handle ((fun b -> b) (a (fun c -> c))) (fun d -> d)))` を表す構文木を渡して実行を始めた場合、`(a (fun c -> c))` を関数 `eval` に渡して実行を始める際の継続は `FApp2 (Fun ("b", Var "b"), FApp1 (Fun ("d", Var "d")))` である。これは式 `(a (fun c -> c))` のコンテキスト `((fun a -> a) (with handler {return x -> x, a(x; k) -> x} handle ((fun b -> b) [.] (fun d -> d)))` のうち、`handle` の内側に対応している。`handle` から外側が継続に含まれないのは、関数 `eval` で `with h handle e` の e の実行の再帰呼び出し時に初期継続を表す `FId` を渡しているためである。コンテキスト全体に対応した継続を得るために、この後の変換をさらに施す。

4.2 CPS 変換

図 7 では、末尾再帰でない再帰呼び出しの際に継続が初期化されてしまうせいでコンテキスト全体に対応する情報が継続に含まなかったので、全ての継続を引数に持つようにするため、さらに CPS 変換を施す。この変換によって現れる継続は $a \rightarrow a$ 型である。この型 $a \rightarrow a$ の名前を $k2$ とする。変換したプログラムが図 8 である。

4.3 非関数化

CPS 変換したことにより新たに現れた $a \rightarrow a$ 型の匿名関数を非関数化する。非関数化によって型 $k2$ の定義は図 9 に、ステップ関数は図 10 に変換される。

この非関数化によって、引数 k と引数 $k2$ からコンテキスト全体の情報が得られるようになった。`??` 節で示した例について比較する。`stepper` に入力プログラム `((fun a -> a) (with handler {return x -> x, a(x; k) -> x} handle ((fun b -> b) (a (fun c -> c))) (fun d -> d)))` ■

```

let rec eval (exp : e) (k : k) : a = match exp with
| Val (v) -> apply_in k v
| App (e1, e2) -> eval e2 (FApp2 (e1, k))
| Op (name, e) -> eval e (FOp (name, k))
| With (h, e) ->
  let a = eval e FId in
  apply_handler k h a

and apply_in (k : k) (v : v) : a = match k with
| FId -> Return v
| FApp2 (e1, k) -> let v2 = v in
  eval e1 (FApp1 (v2, k))
| FApp1 (v2, k) -> let v1 = v in
  (match v1 with
  | Fun (x, e) ->
    let reduct = subst e [(x, v2)] in
    eval reduct k
  | Cont (k') ->
    apply_in (k' k) v2
  | _ -> failwith "type error")
| FOp (name, k) -> OpCall (name, v, k)
| FCall (k_last, h, k') ->
  let a = apply_in k' v in
  apply_handler k_last h a

and apply_handler (k_last : k) (h : h) (a : a) : a = match a with
| Return v ->
  (match h with {return = (x, e)} ->
  let reduct = subst e [(x, v)] in
  eval reduct k_last)
| OpCall (name, v, k') ->
  (match search_op name h with
  | None ->
    OpCall (name, v, FCall (k_last, h, k'))
  | Some (x, k, e) ->
    let cont_value =
      Cont (fun k_last -> FCall (k_last, h, k')) in
    let reduct = subst e [(x, v); (k, cont_value)] in
    eval reduct k_last)

let stepper (e : e) : a = eval e FId

```

図 7. 非関数化した CPS インタプリタ


```

let rec eval (exp : e) (k : k) (k2 : k2) : a = match exp with
| Val (v) -> apply_in k v k2
| App (e1, e2) -> eval e2 (FApp2 (e1, k)) k2
| Op (name, e) -> eval e (FOp (name, k)) k2
| With (h, e) -> eval e FId (fun a -> apply_handler k h a k2)

and apply_in (k : k) (v : v) (k2 : k2) : a = match k with
| FId -> k2 (Return v)
| FApp2 (e1, k) -> let v2 = v in
  eval e1 (FApp1 (v2, k)) k2
| FApp1 (v2, k) -> let v1 = v in
  (match v1 with
  | Fun (x, e) ->
    let reduct = subst e [(x, v2)] in
    eval reduct k k2
  | Cont (k') ->
    apply_in (k' k) v2 k2
  | _ -> failwith "type error")
| FOp (name, k) -> k2 (OpCall (name, v, k))
| FCall (k_last, h, k') ->
  apply_in k' v (fun a -> apply_handler k_last h a k2)

and apply_handler (k_last : k) (h : h) (a : a) (k2 : k2) : a = match a with
| Return v ->
  (match h with {return = (x, e)} ->
  let reduct = subst e [(x, v)] in
  eval reduct k_last k2)
| OpCall (name, v, k') ->
  (match search_op name h with
  | None ->
    k2 (OpCall (name, v, FCall (k_last, h, k'))))
  | Some (x, k, e) ->
    let cont_value =
      Cont (fun k_last -> FCall (k_last, h, k')) in
    let reduct = subst e [(x, v); (k, cont_value)] in
    eval reduct k_last k2)

let stepper (e : e) : a = eval e FId (fun a -> a)

```

図 8. CPS 変換した非関数化した CPS インタプリタ

```

type k2 = GId
| GHandle of k * h * k2

```

図 9. 2 回目の非関数化後の継続の型

```

let rec eval (exp : e) (k : k) (k2 : k2) : a = match exp with
| Val (v) -> apply_in k v k2
| App (e1, e2) -> eval e2 (FApp2 (e1, k)) k2
| Op (name, e) -> eval e (FOp (name, k)) k2
| With (h, e) -> eval e FId (GHandle (k, h, k2))

and apply_in (k : k) (v : v) (k2 : k2) : a = match k with
| FId -> apply_out k2 (Return v)
| FApp2 (e1, k) -> let v2 = v in
  eval e1 (FApp1 (v2, k)) k2
| FApp1 (v2, k) -> let v1 = v in
  (match v1 with
  | Fun (x, e) ->
    let reduct = subst e [(x, v2)] in
    eval reduct k k2
  | Cont (k') ->
    apply_in (k' k) v2 k2
  | _ -> failwith "type error")
| FOp (name, k) -> apply_out k2 (OpCall (name, v, k))
| FCall (k_last, h, k') -> apply_in k' v (GHandle (k_last, h, k2))

and apply_out (k2 : k2) (a : a) : a = match k2 with
| GId -> a
| GHandle (k, h, k2) ->
  apply_handler k h a k2

and apply_handler (k_last : k) (h : h) (a : a) (k2 : k2) : a = match a with
| Return v ->
  (match h with {return = (x, e)} ->
    let reduct = subst e [(x, v)] in
    eval reduct k_last k2)
| OpCall (name, v, k') ->
  (match search_op name h with
  | None ->
    apply_out k2 (OpCall (name, v, FCall (k_last, h, k'))))
  | Some (x, k, e) ->
    let cont_value = Cont (fun k_last -> FCall (k_last, h, k')) in
    let reduct = subst e [(x, v); (k, cont_value)] in
    eval reduct k_last k2)

let stepper (e : e) : a = eval e FId GId

```

図 10. 非関数化して CPS 変換して非関数化した CPS インタプリタ

を表す構文木を渡して実行を始めた場合、 $(a \text{ (fun } c \rightarrow c))$ を表す構文木を関数 `eval` に渡して実行を始める際の継続 k は ?? 節と同様に `FApp2 (Fun ("b", Var "b"), FApp1 (Fun ("d", Var "d")))` である。そして継続 k_2 は `GHandle ()` 具体的な k の構造の例を示す。図 7 の関数 `stepper` に入力プログラム $((\text{fun } a \rightarrow a) (\text{with handler } \{\text{return } x \rightarrow x, a(x; k) \rightarrow x\} \text{ handle } ((\text{fun } b \rightarrow b) (a \text{ (fun } c \rightarrow c))) (\text{fun } d \rightarrow d)))$ を表す構文木を渡して実行を始めた場合、 $(a \text{ (fun } c \rightarrow c))$ を関数 `eval` に渡して実行を始める際の継続は `FApp2 (Fun ("b", Var "b"), FApp1 (Fun ("d", Var "d")))` である。これは式 $(a \text{ (fun } c \rightarrow c))$ のコンテキスト $((\text{fun } a \rightarrow a) (\text{with handler } \{\text{return } x \rightarrow x, a(x; k) \rightarrow x\} \text{ handle } ((\text{fun } b \rightarrow b) [.]) (\text{fun } d \rightarrow d)))$ のうち、`handle` の内側に対応している。`handle` から外側が継続に含まれないのは、関数 `eval` で `with h handle e` の e の実行の再帰呼び出し時に初期継続を表す `FId` を渡しているためである。コンテキスト全体に対応した継続を得るために、この後の変換をさらに施す。

4.4 出力

4.3 節までの変換によって、コンテキストの情報を引数に保持するインタプリタ関数を得ることができた。この情報を用いて簡約前後のプログラムを出力するように、図 10 のインタプリタの簡約が起る部分に副作用を足すとステッパが得られる。図 11 が副作用を足した後の関数 `apply_in` と `apply_handler` であり、他の関数は簡約している部分が無いので図 10 と変わらない。

ステップ表示では継続値の内容も見えるようにしたいので、継続を文字列で表す必要がある。ここでは継続を関数 $\text{fun } x \rightarrow e$ のように $\text{fun } x \Rightarrow e$ と表すこととする。すると各継続が仮引数名を持つ必要があるので構文木に追加する (図 12)。新しい継続値を作る時に、プログラム中で使われていない変数名を生成する関数 `gen_var_name` を利用して仮引数を定めている。

関数 `memo : e -> e -> (k * k2) -> unit` は、簡約基とその簡約後の式と簡約時のコンテキストを受け取って、簡約前のプログラムと簡約後のプログラムをそれぞれ再構成して出力する。

図 11 で `memo` の引数に渡している `redex` および `reduct` は、以下に示すこの言語の small-step の実行規則の簡約前後の式に対応する。

$$\begin{array}{c}
(h = \text{handler } \{\text{return } x \rightarrow e_0, \text{op1}(x; k) \rightarrow e_1, \dots, \text{opn}(x; k) \rightarrow e_n\}) \\
\\
\frac{}{(\text{fun } x \rightarrow e) \ v \Downarrow e[v/x]} \text{(AppFun)} \quad \frac{}{(\text{fun } x \Rightarrow F[x]) \ v \Downarrow F[v]} \text{(AppCont)} \\
\\
\frac{}{\text{with } h \text{ handle } v \Downarrow e_0[v/x]} \text{(Return)} \quad \frac{?}{\text{with } h \text{ handle } e \Downarrow e_0[v/x]} (?)
\end{array}$$

5 他の言語への対応

3 節で示した algebraic effects を含む言語の CPS インタプリタをステッパにするには、非関数化、CPS 変換、非関数化が必要だったが、他のいくつかの言語についても同様にインタプリタを変換することでステッパを導出することを試みた。それぞれの言語のステッパ導出について説明する。

5.1 Multicore OCaml

Multicore OCaml は、OCaml の構文に algebraic effects を追加した構文を持つ。4 節で得られたステッパをもとにして、Multicore OCaml の algebraic effects を含む一部の構文を対象にしたステッパを実装した。3 節で定義した言語では `with handler {return x -> er, op1(x; k) -> e1, ..., opn(x; k) -> en} handle e` という構文でオペレーションを定義していたのに対し、Multicore OCaml では `try e with effect (op1 x) k -> e1 | ... | effect (opn x)`

```

and apply_in (k : k) (v : v) (k2 : k2) : a = match k with
| FId -> apply_out k2 (Return v)
| FApp2 (e1, k) -> let v2 = v in
  eval e1 (FApp1 (v2, k)) k2
| FApp1 (v2, k) -> let v1 = v in
  (match v1 with
  | Fun (x, e) ->
    let redex = App (Val v1, Val v2) in
    let reduct = subst e [(x, v2)] in
    memo redex reduct (k, k2);
    eval reduct k k2
  | Cont (x, k') ->
    let redex = App (Val v1, Val v2) in
    let reduct = plug_in_handle (Val v2) (k' FId) in
    memo redex reduct (k, k2);
    apply_in (k' k) v2 k2
  | _ -> failwith "type error")
| FOp (name, k) -> apply_out k2 (OpCall (name, v, k))
| FCall (k_last, h, k') ->
  apply_in k' v (GHandle (k_last, h, k2))

and apply_handler (k_last : k) (h : h) (a : a) (k2 : k2) : a = match a with
| Return v ->
  (match h with {return = (x, e)} ->
    let redex = With (h, Val v) in
    let reduct = (subst e [(x, v)]) in
    memo redex reduct (k_last, k2);
    eval reduct k_last k2)
| OpCall (name, v, k') ->
  (match search_op name h with
  | None ->
    apply_out k2 (OpCall (name, v, FCall (k_last, h, k'))))
  | Some (x, k, e) ->
    let redex = With (h, plug_in_handle (Op (name, Val v)) k') in
    let new_var = gen_var_name () in
    let cont_value =
      Cont (new_var, fun k_last -> FCall (k_last, h, k')) in
    let reduct = subst e [(x, v); (k, cont_value)] in
    memo redex reduct (k_last, k2);
    eval reduct k_last k2)

```

図 11. 変換の後、出力関数を足して得られるステップ

```

type v = Var of string
       | Fun of string * e
       | Cont of e * (k -> k)

```

図 12. 継続を文字列で表すために変更した値の型

$k \rightarrow en$ となる。この `with` 以下のパターンの中には例外のパターンも含めることができる。また、オペレーション呼び出しは `perform (opi e)` で行い、継続 k に値 v を渡して実行を再開するには `continue k v` と書く。このような構文の違いはあるものの、簡約のされかたは 3 節で定めた言語のインタプリタと同様なので、インタプリタ関数を用意できれば変換によってステップが導出できる。

5.2 shift/reset

`shift/reset` は algebraic effects と同様に限定継続を変数に束縛して利用することができる機能である。4 節で行ったのと全く同様に、CPS インタプリタを非関数化、CPS 変換、非関数化して出力関数を挿入したらステップが得られた。

5.3 try-with

`try-with` は、algebraic effects や `shift/reset` が限定継続を変数に束縛するのと違って、例外が起きたときに限定継続を捨てるという機能である。よって継続を表す値は現れないので、インタプリタを CPS で書く必要は無い。Direct style でインタプリタを書いた場合、最初に CPS 変換をすることで、CPS インタプリタと同様の変換によってステップが導出できた。最初から CPS インタプリタを書いていたならば 4 節と同様の手順になる。

5.4 型無し λ 計算

型無し λ 計算の DS インタプリタは、CPS 変換して非関数化したら全てのコンテキストを引数に保持するインタプリタになり、出力関数を入れるのみでステップを作ることができた。これは、継続を区切って一部を捨てたり束縛したりするという操作が無いためだと考えられる。

6 関連研究

?

7 まとめと今後の課題

ステップを実装するためには、コンテキストの情報を保持しながら部分式を再帰的に実行するインタプリタを作ればよい。以前の研究 [2] では言語ごとにコンテキストを表すデータ型を考えた上でインタプリタに実行の流れに従った新しい引数を付け足す作業が必要だったが、本研究では通常のインタプリタを CPS 変換および非関数化するという機械的な操作のみでコンテキストの型およびコンテキストの情報を保持するインタプリタ関数を導出した。

その方法で、継続を明示的に扱える algebraic effects を含む言語に対するステップを実装し、それをもとにして algebraic effects を含む言語 multicore OCaml の一部の構文のステップも実装した。また、他の例外処理機能である `try-with` や `shift/reset` を含む言語についても同様の変換ができることを確認した。

今後は、より多くの言語機能についてステップを導出する方法を探求していきたい。

参考文献

- [1] John Clements, Matthew Flatt, and Matthias Felleisen. Modeling an algebraic stepper. In *European symposium on programming*, pp. 320–334. Springer, 2001.
- [2] Tsukino Furukawa, Youyou Cong, and Kenichi Asai. Stepping OCaml. Vol. 295, pp. 17–34. Open Publishing Association, Jun 2019.
- [3] G.D. Plotkin. Call-by-name, call-by-value and the λ -calculus. *Theoretical Computer Science*, Vol. 1, No. 2, pp. 125 – 159, 1975.
- [4] John C. Reynolds. Definitional interpreters for higher-order programming languages. *Higher-Order and Symbolic Computation*, Vol. 11, No. 4, pp. 363–397, Dec 1998.