再帰的ブロック構造を持つ並列プログラムに対する可逆実行環境

池田 崇志[1,a)]　結縁 祥治[1,b)]

概要：本論文では，並列に実行されるブロック構造を持つプログラムの実行を解析することを目的とした可逆実行環境を示す．並列プログラムを抽象機械のバイトコード列に変換して実行する．順方向の実行時は逆向き実行に必要な情報をスタックに保存し，その実行を逆向きに辿る実行環境を実装する．この実行環境では，順方向の抽象命令を逆方向の抽象命令を逆順とし，ジャンプ命令と変数更新命令を対応する逆方向の命令に変換することで逆向き実行を実現する．
筆者らはバイトコードによる実行環境複数の抽象機械でバイトコードを順方向および逆方向の２つのモードで並行実行する実行環境を Python の multiprocessing モジュールによって実現した．
本論文では，実際的なプログラムの構文要素として，ブロック構造，手続き呼出し，関数呼出しを含むように拡張した．Hoey らの手法に従って変数のスコープを扱うために，各ブロックに名前を付け，参照情報をパスとして表し，局所変数を実現する．本研究で新たに提案する方法として抽象命令生成時に作成する並列ブロックの開始および終了番地を記録したテーブルを用いて並列ブロックを起動することにより順方向，逆方向ともに並列の入れ子構造を実現する．これらの実現手法によって，ブロック構造を持つプログラミング言語に対して単純な抽象機械の実行メカニズムによって逆方向実行が可能となることを示し，並列プログラムのデバッグのための基盤として提案する．

キーワード：可逆計算，並行性，プログラミング言語，可逆実行環境

A reversible runtime for parallel programs with recursive blocks

Takashi Ikeda[1,a)]　Shoji Yuen[1,b)]

Abstract: This paper presents a reversible runtime of simple parallel programs with blocks. A program is translated into a sequence of three-address abstract machine instructions and abstract machines running in parallel execute the instructions. The runtime stores the information of variable updates and program counter jumps associated with process identifies on stacks in the forward execution. In the backward execution, the abstract instructions for forward execution are executed in the reversed order with jump and update instructions altered to the corresponding instructions.
In our previous work, we presented a runtime for parallel programs with flat-fixed structures. The runtime concurrently executes multiple abstract machines in the forward and backword modes using the multiprocessing module of Python.
This paper extends the runtime for practical language features, including blocks, procedure-call, and function-call. To deal with the scope of variables in blocks, we assign the path information with block names following Hoey et.al. Besides variable paths, the runtime records the invocation history of parallel blocks as a table to reverse the invocation of parallel blocks. We realize parallel nested structures in both directions. We illustrate that executing abstract machines makes bi-directional execution simple even with the recursive structure of blocks. We propose them as a foundation for behavioural analysis such as debugging.

Keywords: Reversible computation, Concurrency, Programming Languages, Reversible runtime-environment

1. はじめに

可逆計算に基づいたプログラムの逆実行は，プログラムの振舞いの解析において有用な手がかりを与える．プログラムを順方向に実行し，初期状態から最終状態に至る状態遷移系列によって，初期状態における入力から最終状態における出力を得る．デバッグなどプログラムの振舞いを解析する場合，計算過程におけるプログラムの状態変化を詳細に追跡する必要が生じる．順方向実行では，出力を計算するための情報のみが保持され，必要のない情報は捨てられる．振舞い解析のためにはプログラムの振舞いに関係する履歴をできるだけ残しておくことは有用であり，振舞いの解析のために必要な情報を残すことが望ましい．このため，メモリの状態をすべてダンプしたり，必要と思われるログ情報を残すことが行われる．この観点において，逆方向に実行できるだけの情報があれば振舞いを特定することが容易となることが知られており，このアイデアに基づいた可逆プログラミング言語が提案されている?．可逆プログラミング言語である Janus においては，条件分岐構文を拡張して条件分岐がどの方向で発生したか逆方向から辿ることができ，最終状態からプログラムを逆から実行して初期状態に至る振舞いを再現することができる．

並列プログラムでは概念的に複数のプログラムブロックが同時に実行される．並列プログラムの振舞いは共有変数を介したインターリーブによる並行実行で捉えられる．逆方向の実行のためには，個々のプログラムブロックの実行履歴に加えて，複数のプログラムブロックが全体としてどのように実行されたかという情報が必要になる．並列プログラムの並行実行では実行順序の組み合わせが膨大になることから，プログラム実行の再現のために，逆方向の実行に必要な情報に限定することは有用である．Hoey らは並列プログラムに必要なアノテーションを付加することによって並列プログラムの可逆実行意味を示している?．ここでは必要な履歴情報をプログラムのアノテーションに基づいて保存することによって逆方向の並行実行を可能とし，逆方向の実行によって初期状態まで戻る計算によってアノテーション情報が残らないことで，履歴情報が必要十分であることを示している．

ここでは並列プログラムの並行実行処理系が情報を保存することで逆方向の振舞いを実現する方法について示す．筆者らは，大域変数のみを持ち，静的な並列ブロック構造を持つプログラムに対する実行環境を提案した?．個々の抽象機械は順方向と逆方向の 2 つのモードを持ち，各モードで逐次的にバイトコードを実行する．並列ブロックの実行では，個々のブロックごとに抽象機械を生成して並行実行する．大域的な実行情報として，共有変数の更新情報 (値スタック) とジャンプによる個々の抽象機械のプログラムカウンタの更新情報 (ラベルスタック) を記録する．順方向計算は，空の値スタック，および空のラベルスタックから計算を開始し，値スタック，ラベルスタックを出力して終了する．逆方向の計算は，値スタック，ラベルスタックから開始して，空の値スタックとラベルスタックで終了する．逆方向の計算を実行するためのバイトコードは，順方向のバイトコードを逆順に対応したバイトコードに変換することによって得られる．

本論文では?の並列プログラミング言語を拡張し，再帰的な手続き呼出しを導入する．並列に実行されるブロックに再帰的なブロック構造を持つプログラムに対する逆方向実行を実現する．実行環境にプログラムの並列構造を示すテーブルを導入することによって実現する．このメカニズムによって，逆方向実行に必要な抽象機械の生成を知ることができる．手続きおよび関数について実現し，実用的なプログラミング言語の処理系において可逆計算を可能とするために必要なメカニズムについて示す．さらに，実行環境を Python の Multiprocessing モジュールを用いて実現し，バイトコードへの変換器を Javacc を用いて実現した．

本論文の構成は以下の通りである．2 節において対象とする並列プログラミング言語を定義し，3 節において抽象機械とバイトコードを示す．4 節において実現した実行環境について説明する．5 節で関連研究を述べ，6 節でまとめを示す．

2. 並列プログラミング言語

対象とする並列プログラミング言語は while 文，if 文，手続き呼出しのブロック，関数呼出しのブロック，および並列ブロックを持つ命令型プログラミング言語である．ソースプログラムを抽象機械命令に変換することで抽象機械によって実行する．並列ブロックは `par` から始まり，各ブロックを || の記号で区切り，`rap` で終わる．

2.1 対象言語の定義

対象言語の定義を**図 1** に示す．bn, an, pn, fn, cn はそれぞれのブロック名を示す．それぞれ n は整数値を表し，b1, b2, ... のように整数値の部分は，プログラム中で重複しないように唯一に現れるとする．DV は変数の宣言，DP は手続きの宣言，DF は関数の宣言，RV は変数の解放を行うステートメントを示している．あるブロック内で宣言された変数はそのブロック内で必ず宣言した順番とは逆の順番で変数の解放を行うステートメントを記述する必要がある．

- 手続き呼出し 手続きの宣言は `proc` から始まり，`end` で終わるように記述する．手続きの引数はたかだか変

[1] 名古屋大学情報学研究科
Graduate school of imformatics, Nagoya University, Furo-cho, Chikusa-ward, Nagoya-city, 464-8601
[a)] tikeda@sqlab.jp
[b)] yuen@sqlab.jp

P ::= `begin` bn BB `end`
　　| `par` an P(‖ P)$^+$ `rap`
　　| S
BB ::= DV DP DF P(; P)$^+$ RV
S ::= `skip` | X `=` E | `if` C `then` P `else` P `fi` |
　　`while` C `do` P `od` | `call` cn a(X?)
DV ::= (`var` X;)*
DP ::= (`proc` pn a(X?) `is` P `end`)*
DF ::= (`func` fn b(X?) `is` P `return`)*
RV ::= (`remove` X;)*
E ::= X | n | (E) | E op E|{cn b(X?)}
C ::= B | C `&&` C | `not` C | (C)
B ::= E `==` E | E `>` E

(X: 変数，n: 整数，a: 手続き名，b: 関数名，
op: {+,-,×})

図 1　対象言語の定義
Fig. 1　Language definition

数一つのみとし，値を返すことはしない．call ステートメントを記述することで宣言された手続きを呼び出し，その手続きを実行する．

- 関数呼出し 関数の宣言は **func** から始まり，return で終わるように記述する．関数は簡単のため，たかだか引数一つとする．関数は，その関数名の変数の値を返す．関数の呼び出しは呼出し名 cn と関数名および引数を {} で囲って記述する．

2.2　プログラム例

図 2 にプログラム例?を示す．ブロック b1 内で変数の宣言，手続きの airline の宣言を行い，メインの処理として変数の値割り当て，手続き airline の呼び出しを行い，最後に最初に宣言した変数の解放を行うプログラムである．このプログラムは二つの agent が同時に航空券販売のプログラムを表している．並列に動作する b2, b3 が残席数 seats の席を販売することを記述している。6 から 15 行目と 16 から 25 行目は並列に動作し，seats が 0 にならない限り seats を減らしていく．9 行目と 18 行目の seats の条件判定が seats の更新の前に連続して行われてしまうと seats の値が −1 という正しくない結果が得られる．逆方向実行に必要な情報を残すことでこの実行を逆に辿り，seats の値が不正に更新された部分を探す．この実行を逆に辿っていくと 10 行目もしくは 19 行目に対応する実行で seats の値が-1 から 0 に戻される．このため，seats>0 の条件判定が 10 行目ないし 19 行目の seats の減算に有効になっていないことが特定できる．

3.　可逆実行環境

本研究では先行研究?を基に抽象機械命令のバイトコードを抽象機械で実行する．以前までに実装した可逆実行環境に対して新しく変数のスコープ，並列ブロックのネスト構造，手続き呼出しおよび関数呼出しの拡張を行う．

ブロック構造に対する変数に対しては先行研究の手法を参考に各ブロックに名前を付け，参照構造を表すパスとすることで変数のスコープを実現する．

図 3 に本研究で実装した可逆実行環境の概略を示す．

```
 1: begin b1
 2:     var seats;
 3:     var agent1;
 4:     var agent2;
 5:     proc p1 airline() is
 6:         par a1
 7:             begin b2
 8:                 while (agent1==1) do
 9:                     if (seats>0) then
10:                        seats=seats-1
11:                     else
12:                         agent1=0
13:                     fi
14:                 od
15:             end
16:         ||  begin b3
17:                 while (agent2==1) do
18:                     if (seats>0) then
19:                         seats=seats-1
20:                     else
21:                         agent2=0
22:                     fi
23:                 od
24:             end
25:         rap
26:     end
27:     seats=3;
28:     agent1=1;
29:     agent2=1;
30:     call c1 airline()
31:     remove agent2;
32:     remove agent1;
33:     remove seats;
34: end
```

図 2　プログラム例
Fig. 2　Sample program

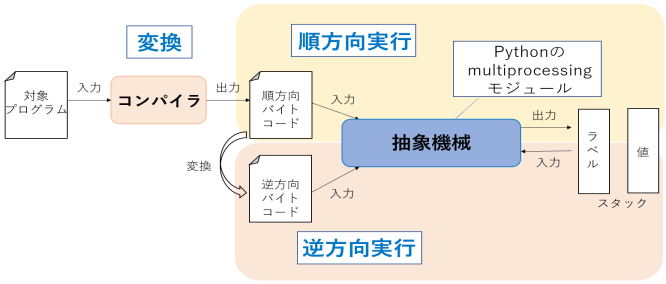


図 3　実装した可逆実行環境
Fig. 3　Implimentation of reversible runtime

3.1　抽象機械の実行モード

本論文の抽象機械における実行には，順方向モードと逆

表 1　順方向モードの抽象機械命令セット
Table 1　Instructions of abstract machine in the forward execution mode

番号	命令	被演算子
1	ipush	即値
2	load	変数番地
3	store	変数番地
4	jpc	ジャンプ先 PC
5	jmp	ジャンプ先 PC
6	op	演算番号
7	label	バイトコード全体の抽象命令数
8	par	{0,1}
9	alloc	変数番地
10	free	変数番地
11	proc	pn
12	p_return	pn
13	block	bn
14	end	bn
15	fork	an
16	merge	an
17	func	fn
18	f_return	fn
19	nop	0

方向モードの二つのモードが存在する．順方向モードでは，対象プログラムから変換したバイトコードを入力として実行し，逆方向実行に必要な情報を保存した値スタックおよびラベルスタックを出力する．逆方向モードでは，順方向実行に用いたバイトコードを逆方向モードの実行のために変換したバイトコードと順方向実行時に出力した値スタックおよびラベルスタックを入力として実行する．

3.2　順方向モードの実行環境

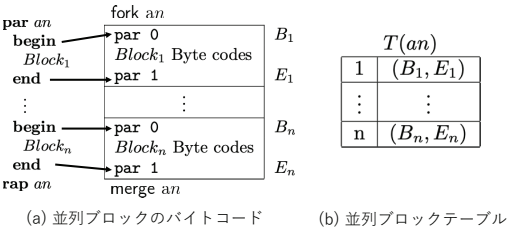
順方向の計算で用いるバイトコードセットを**表 1** に示す．

3.2.1　順方向モード実行環境の概要

- ジャンプ履歴の保存
  順方向の実行では jmp 命令のターゲットには必ず label 命令を生成する．label 命令はどこからジャンプしてきたかというジャンプ履歴の保存を行う．ラベルスタックにはプロセス Id とジャンプ先番地 a を保存する．
- 変数更新履歴の保存
  順方向の実行では store 命令を実行する際に演算スタックのトップから値をポップし変数の値を更新する．store 命令を実行したときのパス，実行したプロセス Id，および更新前の値を値スタックに保存する．

3.2.2　変数のスコープ

変数は alloc 命令が実行される際に変数テーブルにその時点でのパスと変数の名前を繋げて固有の変数名とした名前を記録する．free 命令を実行する際に解放する変数の値を名前の一致する変数名と組にして保存する．



(a) 並列ブロックのバイトコード　　(b) 並列ブロックテーブル

図 4　並列ブロックテーブル
Fig. 4　Parallel block table

変数スコープを実現するためにそれぞれのブロックに名前を付け参照構造を保存する．パスによって変数の参照文脈を区別する．例えば，ブロック b1 内のブロック b2 内の手続きブロック p1 内はパス b1.b2.p1 となり，参照構造を明示する．手続きブロック p1 内で宣言される変数 x は b1.b2.p1.x のように名前付けを行い，以降はこの名前で扱う．load 命令などで変数 x を参照する場合はその時点のパスを内側から検索していき最も近いパスと最後に x の名前がついている変数名の値を読み出す．

全体の変数テーブルを σ で表す．σ は，パスと変数名の対を入力としその変数が持つ値を出力する．テーブルにない場合はエラー値を返すとする．σ に対して以下の操作を定める．

- $lup(\sigma, \delta, x)$:
  δ のパスから x を参照したときの x の値を返す．
- $upd(\sigma, \delta, x, n)$:
  δ のパスから x を参照したときの変数の値を n に更新する．

3.2.3　並列ブロック

並列ブロックから図 4(a) のようなバイトコードを生成する．一つの並列ブロックは fork 命令から始まり，各ブロックが par 0，par 1 で囲まれ，merge 命令で終わる．バイトコードを作成する際に生成する並列テーブルはそれぞれ並列ブロックの開始と終了として par 0 と par 1 の番地を組にして保存している．fork の被演算子は並列ブロック名 an である．ソースプログラムにおける an に対する並列ブロックテーブルを生成し，an に含まれる並列ブロックに対して，子プロセスとして生成するプロセスの命令開始番地と命令終了番地を示す静的なテーブル T を生成する．(**図 4**(b))

並列ブロックは，構成されるプログラムブロックが終了番地まで実行されてすべて終了したときに終了し，実行が継続する．

並列ブロック an に対する並列ブロックテーブルを $T(\mathrm{a}n)$ と記述し，i 番目のエントリーには，i 番目のブロックが実行するバイトコードの開始アドレスと終了アドレスを記録する．$T(\mathrm{a}n)(i) = (B, E)$ は，開始アドレスが B で，終了アドレスが E であることを示す．$|T(\mathrm{a}n)|$ は an から起動される並列ブロックの数を表し，$T(\mathrm{a}n).last$ は，an の最後のブロッ

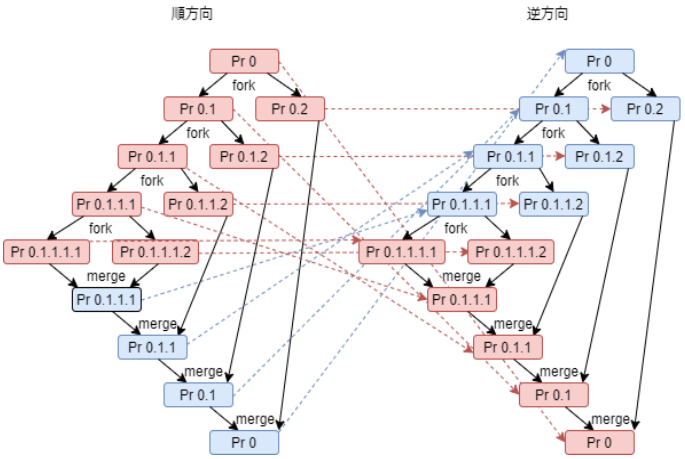


図 5　並列プロセスの生成
Fig. 5　Parallel process generation

クの終了アドレスを示す．$T(\mathrm{an})(|T(\mathrm{an})|) = (B_\ell, E_\ell)$ のとき，$T(\mathrm{an}).last = E_\ell$ である．逆方向に並列ブロックを実行する場合は，各ブロックの命令を逆向きに実行する．プログラム全体の命令の長さが N のとき，$T(\mathrm{an})$ の各エントリーを逆向きにした表を $T(\mathrm{an})_N^{-1}$ とする．$T(\mathrm{an})(i) = (B_i, E_i)$ のとき，$T(\mathrm{an})_N^{-1}(i) = (N+1-E_i, N+1-B_i)$ である．

図 5 に並列プロセスの生成の様子を示す．fork によって並列プロセスが生成，起動され，さらに生成されたプロセスから並列プロセスが生成，起動されている．それぞれ生成されたプロセスはその実行が終了すると merge で生成したプロセスに実行の制御を戻していく．

図 5 の順方向の図と逆方向の図は赤色が fork，青色が merge のプロセスで点線がそれぞれの対応を示しており順方向の fork，merge はそれぞれ逆方向では merge，fork に相当する．このようにして順方向と同様に並列プロセスを生成し並行実行する．

3.2.4　手続き呼出しおよび関数呼出し

抽象機械において，手続きの振舞いは proc 命令から p_return 命令までのブロックで記述し，手続きの呼び出しは proc 命令の命令番地にジャンプする jmp 命令によって実現している．呼び出しブロック名をパスに追加するためにこの jmp 命令の前に block 命令を生成するようにしている．手続き呼出しの引数は実引数の値を呼び出しの jmp 前に load 命令で演算スタックに積んでおき，proc 命令の実行後に store 命令でブロック生成時に割り当てられる仮引数に対応する変数に代入する．手続きが終了し呼び出した番地に戻る p_return 命令では proc 命令で演算スタックに積んでおいた呼び出した jmp 命令の PC を演算スタックから読み出しその番地にシャンプすることで手続きからの戻り動作を実現する．

一方，関数の振舞いは func 命令から f_return 命令までのブロックで記述し，関数からの呼び出した番地へ戻る動作と返り値の扱い以外は手続きと同様に動作する．関数で

表 2　逆方向モードの抽象機械命令セット
Table 2　Instructions of abstract machine in the backward execution mode

番号	命令	被演算子
1	rjmp	0
2	restore	変数番地
3	par	{0,1}
4	r_alloc	変数番地
5	r_free	変数番地
6	r_fork	an
7	merge	an
8	nop	0

$$i(s) = \begin{cases} \epsilon & (s = \epsilon) \\ i(s')inv(c) & (s = cs') \end{cases}$$

$inv(\mathsf{store}\ x) = \mathsf{restore}\ x$,　$inv(\mathsf{label}\ n) = \mathsf{rjmp}\ n$
$inv(\mathsf{par}\ 0) = \mathsf{par}\ 1$,　$inv(par\ 1) = par\ 0$
$inv(\mathsf{alloc}\ x) = \mathsf{r\_free}\ x$,　$inv(\mathsf{free}\ x) = \mathsf{r\_alloc}\ x$
$inv(\mathsf{fork}\ an) = \mathsf{merge}\ an$,　$inv(\mathsf{merge}\ an) = \mathsf{r\_fork}\ an$
$inv(\mathsf{proc}\ pn) = \mathsf{rjmp}\ N$,　$inv(\mathsf{func}\ pn) = \mathsf{rjmp}\ N$
その他の命令 c は $inv(c\ n) = \mathsf{nop}\ 0$ に変換する．
ここで N は実行バイトコード列の長さ．

図 6　逆方向バイトコードへの変換規則
Fig. 6　Conversion of bytecode to the backward mode

は返り値を扱う必要があるため f_return 命令で呼び出した番地へ帰る前に load 命令で演算スタックに返り値を積む．この際に積む値は関数の名前自体を変数名とした変数の値とする．そのため func 命令を実行した後関数名を変数名とした変数を alloc 命令によって宣言する．この関数内では関数名自体を局所変数と同様に扱って演算することができる．

3.2.5　抽象機械の順方向モードにおける出力

抽象機械は，自分が生成した局所変数を `remove` で解放するときに，プロセス Id とパスとともにその値を値スタックに記録する．この値は逆方向モードで実行するときにプロセス Id が起動されたとき，局所変数の初期値となる．このために，free の逆命令として，r_alloc を用意し，そのプロセスが変数を free したときの値を復元する．alloc の逆命令は r_free とし，r_free は順方向モードでその変数を σ から消去するが，値は記録しない．

3.3　逆方向モードの実行環境

逆方向モードの抽象命令セットを**表 2** に示す．

逆方向モードの実行では，順方向モードのバイトコードを個々に変換し，順方向実行時にスタックに保存した逆向き実行に必要な情報を用いて順方向の実行を逆向きに辿る実行を行う．順方向モードのバイトコード系列 s から逆方向モードのバイトコード系列への変換 $i(s)$ を**図 6** に示す．

逆方向モードの実行に必要な情報は，ジャンプ履歴，変数更新履歴そして各変数の最後の値である．順方向実行時

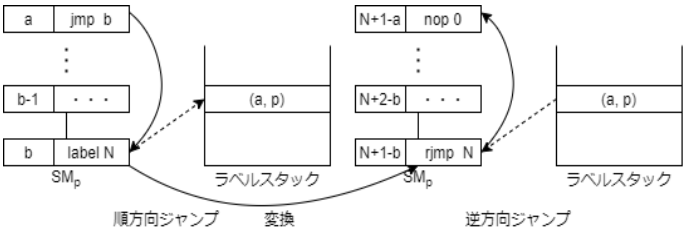


図 7　ジャンプ履歴の保存と利用方法
Fig. 7　Store and usage of jump history

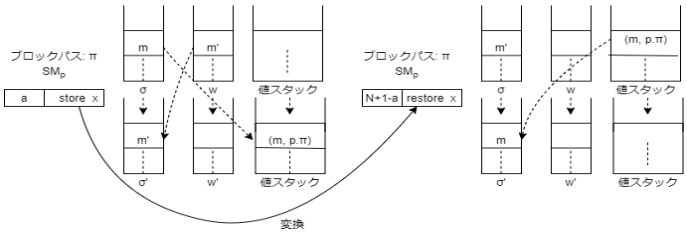


図 9　変数更新履歴の保存と利用方法
Fig. 9　Store and usage of store update history

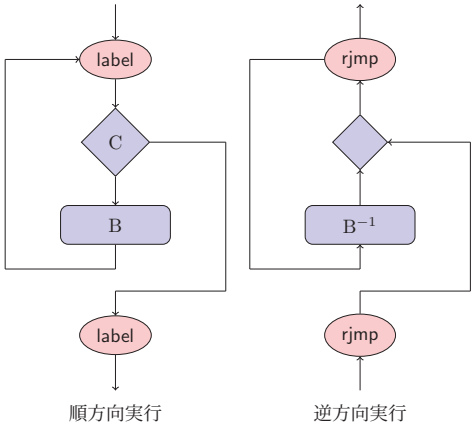


図 8　while ループの反転
Fig. 8　Reversing while-loops

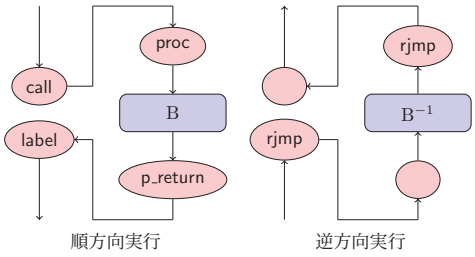


図 10　手続きブロックの反転
Fig. 10　Reversing procedures

にジャンプ履歴はラベルスタックに保存し変数更新履歴は値スタックに保存する．各変数の最後に関しては順方向の free 命令で値スタックに書き込み逆方向の r_alloc 命令でその値を読み込む．

3.3.1　ジャンプ履歴の利用

図 7 はジャンプ履歴の保存と利用方法について示している．Id が p のプロセスを実行する抽象機械 SM_p がパス π でジャンプし label 命令を行うと図 7 のようにラベルスタックにジャンプしてきた PC の値とそれを行ったプロセス Id が保存される．

逆方向の実行では label 命令から変換した rjmp 命令でラベルスタックに積まれた Id を持つプロセスがジャンプ履歴を取り出しその命令番地にジャンプする．他のプロセスは待ち状態となる．このようにして順方向の実行で起きたジャンプを逆順に辿る．

図 8 に while 構造の対応を示す．rjmp によって，B を逆転したコード B^{-1} を実行するか，while の前に戻るかを決める．ループ構造において更新された値およびループで最後に更新された値は値スタックに保存される．

3.3.2　変数更新履歴の利用

図 9 に変数更新履歴の保存と利用方法を示す．store 命令，free 命令では更新前の値を命令を実行したプロセス Id，パスとともに値スタックに保存する．

逆方向の実行では store 命令から変換した restore 命令で値スタックに積まれた変数の値を取り出しその値を被演算子と現在のパスから参照できる変数領域に保存することで順方向の変数の更新とは逆順に変数の値を戻す実行を行う．

3.3.3　手続き，関数の逆方向モードの振舞い

手続き，および関数は逆方向モードの命令では両方ともに p_return 命令あるいは f_return 命令のあった番地の nop から始まり，rjmp 命令で終わる．ここで，逆方向実行の際の呼び出しは順方向のようにラベルスタックに呼び出し元のアドレスを記録する必要がないため，手続き，関数のリターン命令は nop に変換される．逆方向実行では呼び出しを行った命令の PC や手続き，関数が終了して戻る PC はジャンプ履歴としてラベルスタックに保存されているため，手続き，関数の初期状態まで到達したとき，rjmp 命令によって呼び出し側に戻る (**図 10**)．逆方向実行における関数の扱いは戻り値を必要としないため手続きと同様になる．

3.3.4　並列ブロックの逆方向モードの振舞い

逆方向実行では順方向実行で merge an が実行された時点で，複数の抽象機械を生成する．ここで生成するプロセスは an によって決まる．ただし，並列ブロックテーブルの参照を変更する必要があるので，fork を修正した r_fork 命令を用いる．r_fork an で並列ブロックを生成するために並列ブロックテーブル $T(an)$ を参照する際，並列テーブルに保存されている各ブロックのバイトコード列の開始番地と終了番地を対応する逆方向実行のために入れ替える．この変換を行なったテーブルを $T(an)^{-1}$ と書くことにする．逆方向実行におけるプロセスの生成は図 5 のようにネスト構造を含んでいても必ず同じプロセス番号のプロセスが同じネスト構造のプロセスを生成し，逆方向の並行実行を実

現する．

3.4　可逆抽象機械

プログラムを抽象機械のバイトコードに変換する．このバイトコードをプロセスにおいて固有の演算用のスタックとプロセス間で共有の共有変数スタックを持つ抽象機械によって実行することでプログラムに書かれたステートメントを順方向に実行する．順方向実行時に逆向き実行に必要な情報を保存する．

3.4.1　振舞い定義

変数集合 X 上の可逆抽象機械の振舞いを以下のように定義する．順方向モードにおけるバイトコードと逆方向モードにおけるバイトコードを持ち，並列ブロックを実行する際には複数の抽象機械を生成 (fork 動作) し，並列ブロックがすべて終了した際に制御をマージ (merge 動作) する．

可逆抽象機械の動作は, $(PC, PC', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$ で表す．

- PC: プログラムカウンター
- PC': 一つ前に実行したバイトコードのプログラムカウンター
- $w \in (\mathbb{Z} \cup \mathbb{A})^*$: ローカルスタック
- $\delta \in \mathbb{L}^*$: 動的コンテクスト
- $\chi \in \mathbb{L} \cup \{\bot\}$: 並列コンテクスト
- $\rho \in (\mathbb{P} \times (\mathbb{L})^* \times \mathbb{P})^*$: 値スタック
- $\xi \in (\mathbb{P} \times \mathbb{A})^*$: ラベルスタック
- $\sigma \in X \times \mathbb{L}^* \to \mathbb{Z}$: 変数値

ここで，$\mathbb{P}$ はプロセス Id の集合，$\mathbb{Z}$ は整数の集合，$\mathbb{A}$ はプログラム番地の集合を示す．

δ は，抽象機械が変数を参照するブロック名のパスを示し，χ は抽象機械が子プロセスを持つ場合，その並列ブロックの名前を保持する．子プロセスを持たない場合 $\bot$ となる．ρ，ξ，σ はすべての抽象機械で共有する．

プロセス Id は，プロセスが新たに生成されるごとにユニークな Id が生成される．以下では，プロセス Id は自然数の系列 $\mathbb{N}^+$ で表し，プロセス Id p が i 番目に生成したプロセスを $p \cdot i$ で表す．

ρ,ξ などのスタック構造は要素の列で表し，末尾をスタックトップとする．

3.4.2　順方向モードの振舞い定義

プロセス Id が p のブロックを実行する抽象機械の順方向モードにおけるバイトコード (b, o) の振舞い $\xrightarrow{b,o}_p$ を以下に示す．

- ipush:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{ipush}, n)}_p$
  $(P+1, P, w \cdot n, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  ipush はスタックのトップに被演算子の即値をプッシュする．

- load:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{load}, x)}_p$
  $(P+1, P, w \cdot lup(\sigma, x, \delta), \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  load は被演算子の変数番地の値を読み出し，その値をスタックトップにプッシュする．

- store:
  $(P, P', w \cdot n, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{store}, x)}_p$
  $(P{+}1, P, w, \delta, \chi, \rho \cdot (p, \delta, lup(\sigma, \delta, x)), \xi, sto(\sigma, x, \delta, n))$
  store はスタックトップの値をポップし被演算子の変数番地 x に保存する．参照したパスと値スタックに保存する前の変数の値を値スタック ρ に記録する．

- jpc:
  $(P, P', w \cdot c, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{jpc}, a)}_p$
  $$\begin{cases} (a, P, w, \rho, \xi, \sigma) & \text{if } c = 1 \\ (P+1, P, w, \rho, \xi, \sigma) & \text{otherwise} \end{cases}$$
  jpc はスタックトップから値をポップしその値が 1 ならば被演算子のジャンプ先 a を次の PC の値とする．

- jmp:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{jmp}, a)}_p (a, P, w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  jmp は無条件で被演算子のジャンプ先 PC の値を次の PC の値とする．

- op:
  $(P, P', w \cdot n' \cdot n, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{op}, m)}_p$
  $(P+1, P, w \cdot op(m)(n', n), \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  op は局所スタックのトップから値を二回ポップしその二つの値に対して被演算子の番号 m で指定される演算 $op(m)$ の演算を適用して結果を局所スタックトップにプッシュする．

- label:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{label}, N)}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho, \xi \cdot (p, P'), \sigma)$
  label はラベルスタックに飛び元の番地をプッシュする．

- par:
  $(B_i, 0, w, \delta, \bot, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{par}, 0)}_{p \cdot i}$
  $(B_i + 1, B_i, w, \delta, \bot, \rho, \xi, \sigma)$
  $(E_i - 1, P', w, \delta', \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{par}, 1)}_{p \cdot i}$
  $(E_i, E_i - 1, w, \delta', \bot, \rho, \xi, \sigma)$
  par 0 において, 親プロセスから動的コンテクスト δ と開始番地と終了番地の対 (B_i, E_i) が fork によって受け渡される．

- alloc:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{alloc}, x)}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho, \xi, upd(\sigma, \delta, 0))$
  alloc は変数 x の領域を σ に追加する．初期値は 0 となっている．

- free:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{free}, x)}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho \cdot (p, lup(\sigma, \delta, x), \delta), \xi, \sigma - (\delta, x))$
  free は変数領域の解放を行い，逆方向実行のために最後の値とパスを値スタックに記録する．

- proc:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{proc}, \mathrm{pn})}_p$
  $(P+1, P, w \cdot P'+1, \delta \cdot pn, \chi, \rho, \xi \cdot (p, P'), \sigma)$
  proc は手続きの始まりを表す．パスに pn を追加し label 命令と同様にラベルスタックに一つ前の PC をプッシュする．帰り番地を保存するために一つ前の PC+1 を演算スタックにプッシュする．

- p_return:
  $(P, P', w \cdot a, \delta \cdot pn, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{p\_return}, \mathrm{pn})}_p$
  $(a+1, P, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  p_return は手続きの終了を表す．パスから pn を削除し演算スタックから帰り番地の PC をポップしその PC にジャンプする．

- block:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{block}, \mathrm{bn})}_p$
  $(P+1, P, w, \delta \cdot bn, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  block はパスに bn を追加する．

- end:
  $(P, P', w, \delta \cdot bn, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{end}, \mathrm{bn})}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  end はパスから bn を削除する．

- fork:
  $(P, P', w, \delta, \bot, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{fork}, \mathrm{an})}_p$
  $(P'', P, w, \delta, an, \rho, \xi, \sigma)$
  ここで，$P'' = T(\mathrm{an}).last + 1$
  fork an は並列ブロックテーブル $T(\mathrm{an})$ から $|T(\mathrm{an})|$ 個の抽象機械を生成する．プロセス $p \cdot i$ として起動される抽象機械に，動的コンテクスト δ と開始番地と終了番地の対 $(B_i, E_i) = T(\mathrm{an})(i)$ を引き渡す．

- merge:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, an, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{merge}, \mathrm{an})}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \bot, \rho, \bot, \sigma)$
  merge 命令は子プロセス $p \cdot i$ の PC がすべて $T(\mathrm{an})(i) = (B_i, E_i)$ の E_i となったときに実行される．

- func:
  $(P, P', w \cdot n, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{func}, \mathrm{fn})}_p$
  $(P+1, P, w \cdot P'+1 \cdot n, \delta \cdot fn, \chi, \rho, \xi \cdot (P', p), \sigma)$
  func は関数の始まりを表す．パスに fn を追加し，label 命令と同様にラベルスタックに一つ前の PC の値をプッシュする．帰り番地を保存するために一つ前の PC の値を演算スタックにプッシュする．演算スタックに既に積まれている実引数の値を演算スタックの一番上に移動させる．

- f_return:
  $(P, P', w \cdot a \cdot r, \delta \cdot pn, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{f\_return}, \mathrm{pn})}_p$
  $(a, P, w \cdot r, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  f_return はパスから pn を削除し局所スタックからスタックトップの一つ下にある帰り番地をポップしその番地にジャンプする．

- nop:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \xrightarrow{(\mathsf{nop}, 0)}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho, \sigma)$
  nop は何も操作を行わない．

(store,x) において，値スタックに記録するパスは，変数 x が定義されているパスではなく，抽象機械が参照しているパス δ である．このことにより，逆方向の実行を行うときには，プロセス Id とともにどのパスから参照されたかを復元する．

3.4.3 逆方向モードの振舞い定義

プロセス Id が p のブロックを実行する抽象機械の逆方向モードにおけるバイトコード (b, o) の振舞い $\overset{b,o}{\rightsquigarrow}_p$ を以下に示す．

- rjmp:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi \cdot (p, a), \sigma) \overset{(\mathsf{rjmp}, N)}{\rightsquigarrow}_p$
  $(N+1-a, P, w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma)$
  rjmp はラベルスタックから値をポップし $N+1-a$ にジャンプする．長さ N の順方向の実行系列において a のアドレスは逆転させたバイトコード列では，$N+1-a$ となる．

- restore:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho \cdot (p, \delta', n), \xi, \sigma) \overset{(\mathsf{restore}, x)}{\rightsquigarrow}_p$
  $(P+1, P, w, \delta', \chi, \rho, \xi, upd(\sigma, \delta', x, n))$
  restore は値スタックから参照パスと値をポップしその値を共有変数スタックの変数番地に格納し，抽象機械の参照パスを更新する．

- par:
  $(B_i, 0, w, \delta, \bot, \rho, \xi, \sigma) \overset{(\mathsf{par}, 0)}{\rightsquigarrow}_{p \cdot i}$
  $(B_i+1, B_i, w, \delta, \bot, \rho, \xi, \sigma)$
  $(E_i-1, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \overset{(\mathsf{par}, 1)}{\rightsquigarrow}_{p \cdot i}$
  $(E_i, E_i-1, w, \delta, \bot, \rho, \xi, \sigma)$
  par 0 における並列ブロックのラベル an，動的コンテクスト δ と開始番地と終了番地の対 (B_i, E_i) が，親プロセス p から r_fork において受け渡される．

- r_alloc:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho \cdot (p, \delta', n), \xi, \sigma) \overset{(\text{r\_alloc}, x)}{\rightsquigarrow}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho, upd(\sigma, \delta', x, n))$
  r_alloc は，値スタックからブロックが終了した時点の参照パスと値を取り出して復元する．

- r_free:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \overset{(\text{free}, x)}{\rightsquigarrow}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma - (\delta, x))$
  r_free は変数領域の解放を行う．(ρ への書き込みは行わない．)

- r_fork:
  $(P, P', w, \delta, \bot, \rho, \bot, \sigma) \overset{(\text{fork}, \text{a}n)}{\rightsquigarrow}_p$
  $(P'', P, w, \delta, \text{a}n, \rho, \xi, \sigma)$
  ここで，$P'' = T(\text{a}n)^{-1}_N.last + 1$
  r_fork an は $|T(\text{a}n)|$ 個の子プロセスを生成する．このとき, プロセス $p{\cdot}i$ として起動する抽象機械に動的コンテクスト δ と開始番地と終了番地の対 $(B_i, E_i) = T(\text{a})^{-1}_N(i)$ を引き渡す．

- merge:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, an, \sigma) \overset{(\text{merge}, an)}{\rightsquigarrow}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \bot, \rho, an, \sigma)$
  merge 命令は子プロセス $p \cdot i$ の PC がすべて $T(\text{a}n)^{-1}_N(i) = (B_i, E_i)$ の E_i となったときに実行される．

- nop:
  $(P, P', w, \delta, \chi, \rho, \xi, \sigma) \overset{(\text{nop}, 0)}{\rightsquigarrow}_p$
  $(P+1, P, w, \delta, \chi, \rho, \sigma)$
  nop は何も操作を行わない．

3.4.4 バイトコードの例

図 2 を順方向モードにおけるバイトコードに変換すると**図 11** になる．左端の数字は PC（プログラムカウンタ）を表し（命令，被演算子）というように抽象機械命令が表示されている．

図 11 の抽象機械命令を一対一で変換し順序を反転させたものが**図 12** の逆方向モードにおけるバイトコードである．これを用いて順方向実行の実行を逆に辿る実行を行う．

3.5 プログラム例

図 11 は図 2 を順方向モードにおけるバイトコードに変換したものであり，図 12 は図 11 を命令を一対一で置換し順番を反転させた逆方向モード実行のバイトコードである．図 11 の PC=17 から PC=20 の実行と PC=45 から PC=48 の実行がそれぞれ図 2 の 9 行目，18 行目に対応している．この部分が `seats=1` の状態で並列実行され同時に実行されると `seats=-1` になる不正な動作を起こす可能性がある．

```
1 : block  b1          41: op     4
2 : alloc  0           42: jpc    44
3 : alloc  1           43: jmp    61
4 : alloc  2           44: label  80
5 : jmp    66          45: load   0
6 : proc   p1          46: ipush  0
7 : fork   a1          47: op     3
8 : par    0           48: jpc    50
9 : block  b2          49: jmp    56
10: label  80          50: label  80
11: load   1           51: load   0
12: ipush  1           52: ipush  1
13: op     4           53: op     2
14: jpc    16          54: store  0
15: jmp    33          55: jmp    59
16: label  80          56: label  80
17: load   0           57: ipush  0
18: ipush  0           58: store  2
19: op     3           59: label  80
20: jpc    22          60: jmp    38
21: jmp    28          61: label  80
22: label  80          62: end    b3
23: load   0           63: par    1
24: ipush  1           64: merge  a1
25: op     2           65: p_return p1
26: store  0           66: label  80
27: jmp    31          67: ipush  3
28: label  80          68: store  0
29: ipush  0           69: ipush  1
30: store  1           70: store  1
31: label  80          71: ipush  1
32: jmp    10          72: store  2
33: label  80          73: block  c1
34: end    b2          74: jmp    6
35: par    1           75: label  80
36: par    0           76: end    c1
37: block  b3          77: free   2
38: label  80          78: free   1
39: load   2           79: free   0
40: ipush  1           80: end    b1
```

図 11 プログラム例: 順方向モードのバイトコード
Fig. 11 Sample program: Byte codes in the forward execution mode

図 12 のバイトコード列がこの実行を逆方向に辿ることを示す．ラベルスタック，値スタックを使って逆方向実行を進めていくと順方向モードにおけるバイトコードの PC=26（store 命令）を変換した PC=55 の restore 命令もしくは順方向モードにおけるバイトコードの PC=54（store 命令）を変換した PC=27 の restore 命令において `seats` の値が-1 から 0 に戻される．これによって `seats` が 0 より大きいという条件判定で `seats=seats-1` の処理をしたにもかかわらず `seats` の値がすでに 0 になってしまっていて不正に 1 引いてしまった部分がどこであるかを特定することができる．

```
1 : nop     0          41: nop     0
2 : r_alloc 0          42: nop     0
3 : r_alloc 1          43: rjmp    80
4 : r_alloc 2          44: nop     0
5 : nop     0          45: par     1
6 : rjmp    80         46: par     0
7 : nop     0          47: nop     0
8 : nop     0          48: rjmp    80
9 : restore 2          49: nop     0
10: nop     0          50: rjmp    80
11: restore 1          51: restore 1
12: nop     0          52: nop     0
13: restore 2          53: rjmp    80
14: nop     0          54: nop     0
15: rjmp    80         55: restore 0
16: nop     0          56: nop     0
17: r_fork  a1         57: nop     0
18: par     0          58: nop     0
19: nop     0          59: rjmp    80
20: rjmp    80         60: nop     0
21: nop     0          61: nop     0
22: rjmp    80         62: nop     0
23: resotre 2          63: nop     0
24: nop     0          64: nop     0
25: rjmp    80         65: rjmp    80
26: nop     0          66: nop     0
27: restore 0          67: nop     0
28: nop     0          68: nop     0
29: nop     0          69: nop     0
30: nop     0          70: nop     0
31: rjmp    80         71: rjmp    80
32: nop     0          72: nop     0
33: nop     0          73: par     1
34: nop     0          74: merge   a1
35: nop     0          75: rjmp    80
36: nop     0          76: nop     0
37: rjmp    80         77: r_free  2
38: nop     0          78: r_free  1
39: nop     0          79: r_free  0
40: nop     0          80: nop     0
```

図 12　プログラム例: 逆方向モードのバイトコード

Fig. 12　Sample program: Byte codes in the backward execution mode

4. 実行環境の実現

4.1 抽象機械の実装

本研究では並列プログラムの実行を行うため抽象機械を Python の multiprocessing モジュールを用いて実装した[*1]．並列プロセスの生成は fork 命令を実行する際に並列テーブルを参照し必要な数だけ multiprocessing モジュールの process 関数を用いて生成する．このとき並列プロセスを生成したプロセスは抽象機械の実行としては待ち状態になり生成したプロセスの番号を保持しそれらが終了しているかどうかを監視するプロセスとして動作する．監視プロセスが自分の生成したプロセスが終了した（PC が終了

[*1] https://github.com/iketaka1984/PRO_2021_1

```
begin b1
    var x;
    var y;
    func f1 bug_fact(x) is
        par a1
            begin b2
                var z;
                if (x>0) then
                    begin b3
                        z=x-1;
                        fact = x*{c1 fact(z)}
                    end
                else
                    fact=1
                fi
                remove z;
            end
        ||  begin b4
                if (x>1) then
                    x = x-1
                else
                    skip
                fi
            end
        rap
    return
    x=3;
    y={c2 bug_fact(x)}
    remove y;
    remove x;
end
```

図 13　対象プログラム（bug_fact）

Fig. 13　Target program(bug_fact)

番地に達した）と判定した場合 multiprocessing モジュールの terminate 関数を用いてそのプロセスを終了させる．そのようにしてすべての生成したプロセスが終了したと判定された場合監視を終了し抽象機械の実行を行うプロセスに戻る．

4.2 実行例

本研究で実装した可逆実行環境の実行例を示す．**図 13** の対象プログラムを順方向実行しその実行を逆に辿る実行をすることを考える．図 13 のプログラムは 3 の階乗を計算するプログラムで，関数 bug_fact(x) は再帰的に計算を行い x の階乗を返す関数である．しかし bug_fact(x) は並列に二つのプロセスを実行し一つのプロセスは順当に階乗の計算を再帰的に行う．もう一つのプロセスは順当に行う階乗の計算を妨害するように仮引数 x の値をいずれかのタイミングで 1 引くプロセスとなっている．この妨害プロセスがどのタイミングで行われるかによって階乗計算の結果と再帰する数及び並列プロセスの生成数が異なる例となっている．

このプログラムを変換器に与えることで順方向モードのバイトコードを生成する．**図 14** が生成した順方向モード

```
1 : block  b1          39: end    b2
2 : alloc  0           40: par    1
3 : alloc  1           41: par    0
4 : jmp    64          42: block  b4
5 : func   f1          43: load   0
6 : alloc  2           44: ipush  1
7 : alloc  0           45: op     3
8 : store  0           46: jpc    48
9 : fork   a1          47: jmp    54
10: par    0          48: label  75
11: block  b2          49: load   0
12: alloc  3           50: ipush  1
13: load   0           51: op     2
14: ipush  0           52: store  0
15: op     3           53: jmp    56
16: jpc    18          54: label  75
17: jmp    34          55: nop    0
18: label  75          56: label  75
19: block  b3          57: end    b4
20: load   0           58: par    1
21: ipush  1           59: merge  a1
22: op     2           60: load   2
23: store  3           61: free   0
24: load   0           62: free   2
25: load   3           63: f_return f1
26: block  c1          64: label  75
27: jmp    5           65: ipush  3
28: label  75          66: store  0
29: end    c1          67: load   0
30: op     1           68: block  c2
31: store  2           69: jmp    5
32: end    b3          70: label  75
33: jmp    37          71: end    c2
34: label  75          72: store  1
35: ipush  1           73: free   1
36: store  2           74: free   0
37: label  75          75: end    b1
38: free   3
```

図 14　順方向モードのバイトコード（bug_fact）
Fig. 14　Byte codes in the forward execution mode(bug_fact)

実行のバイトコードである．このバイトコードを抽象機械に与えることで順方向モードでの実行を行う．

図 14 を抽象機械で実行すると**図 15**，**図 16** のように値スタック，ラベルスタックに逆方向実行に必要な情報が保存される．図 15 は値スタックを示し，一行のうち左側に変数の値，右側に store 命令，free 命令を行ったプロセスとパスが保存されている．例えば一行目の (0 0.b1.E) はプロセス 0 のパス b1 の状態で何らかの変数の値を更新しその変数のそれまでの値が 0 であったことを示す．プロセス 0.1，プロセス 0.2 は並列で動作しているプロセスだが三行目，四行目を見るとその実行順がプロセス 0.2，プロセス 0.1 の順番で実行されたことが保存されている．図 16 はラベルスタックを示し，一行のうち左側にジャンプした PC の値，右側に label 命令を行ったプロセス ID が保存されている．例えば一行目の (4 0) はプロセス 0 が PC=4 の命令から label 命令にジャンプしてきたことを示す．特に条件

```
0                                                    0.b1.E
0                                                0.f1.c2.b1.E
3                                            0.2.b4.f1.c2.b1.E
0                                        0.1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0                                    0.1.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0                            0.1.1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
2                               0.1.2.b4.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0                        0.1.1.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0               0.1.1.1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0       0.1.1.1.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0 0.1.1.1.1.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0 0.1.1.1.1.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0       0.1.1.1.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
1       0.1.1.1.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0               0.1.1.1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0                  0.1.1.1.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
1                       0.1.1.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
1                       0.1.1.f1.c1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0                             0.1.1.b3.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
1                                0.1.1.b2.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
1                                     0.1.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
1                                     0.1.f1.c1.b3.b2.f1.c2.b1.E
0                                           0.1.b3.b2.f1.c2.b1.E
2                                              0.1.b2.f1.c2.b1.E
2                                                   0.f1.c2.b1.E
2                                                   0.f1.c2.b1.E
0                                                         0.b1.E
2                                                         0.b1.E
3                                                         0.b1.E
```

図 15　値スタック（bug_fact）
Fig. 15　Value stack(bug_fact)

```
4 0
69 0
46 0.2
16 0.1
53 0.2
27 0.1
16 0.1.1
46 0.1.2
53 0.1.2
27 0.1.1
16 0.1.1.1
47 0.1.1.2
55 0.1.1.2
27 0.1.1.1
17 0.1.1.1.1
47 0.1.1.1.2
55 0.1.1.1.2
36 0.1.1.1.1
63 0.1.1.1
33 0.1.1.1
63 0.1.1
33 0.1.1
63 0.1
33 0.1
63 0
```

図 16　ラベルスタック（bug_fact）
Fig. 16　Label stack(bug_fact)

```
1 : nop     0          39: rjmp    75
2 : r_alloc 0          40: restore 2
3 : r_alloc 1          41: nop     0
4 : restore 1          42: rjmp    75
5 : nop     0          43: nop     0
6 : rjmp    75         44: nop     0
7 : nop     0          45: restore 2
8 : nop     0          46: nop     0
9 : nop     0          47: nop     0
10: resotre 0          48: rjmp    75
11: nop     0          49: nop     0
12: rjmp    75         50: nop     0
13: nop     0          51: nop     0
14: r_alloc 2          52: nop     0
15: r_alloc 0          53: restore 3
16: nop     0          54: nop     0
17: r_fork  a1         55: nop     0
18: par     0          56: nop     0
19: nop     0          57: nop     0
20: rjmp    75         58: rjmp    75
21: nop     0          59: nop     0
22: rjmp    75         60: nop     0
23: nop     0          61: nop     0
24: restore 0          62: nop     0
25: nop     0          63: nop     0
26: nop     0          64: r_free  3
27: nop     0          65: nop     0
28: rjmp    75         66: par     1
29: nop     0          67: merge   a1
30: nop     0          68: restore 0
31: nop     0          69: r_free  0
32: nop     0          70: r_free  2
33: nop     0          71: rjmp    75
34: nop     0          72: nop     0
35: par     1          73: r_free  1
36: par     0          74: r_free  0
37: nop     0          75: nop     0
38: r_alloc 3
```

図 17　逆方向モードのバイトコード（bug_fact）
Fig. 17　Byte codes in the backward execution mode(bug_fact)

分岐について条件判定を行わずともどこから分岐したかという情報が残されているため，ラベルスタックを見るだけでどのように分岐したかがわかる．

図 14 の抽象命令を一対一で変換し順番を反転させたものが**図 17** である．変数の宣言，更新，解放やジャンプそして並列ブロックに関わる命令以外は全て nop に変換されている．これは本研究における逆方向実行は変数の値を元に戻すということを主目的としているためである．そのため演算スタックを元に戻すという動作が存在しない．

図 17 の逆方向モードのバイトコードと図 15，図 16 の逆方向モードの実行に必要な情報を用いて順方向モードの実行を逆方向に辿る．図 15 と図 16 の下から保存した情報を消費していく．それぞれ restore 命令と rjmp 命令においてプロセス番号が一致しているか否かを判定し一致している場合左側の値を消費して変数の値を戻したりジャンプを逆方向に辿っていく．プロセス番号が一致していない場合そのプロセスの実行は待ち状態になり別プロセスが実行を進める．このようにして順方向で実行した順番とちょうど逆順に変数の更新と逆方向ジャンプを行う．

4.3　オーバーヘッド

本研究の手法では，逆方向実行に必要な情報を値スタック，ラベルスタックに保存する必要があるため，情報保存の必要のない実行に比べて空間的オーバーヘッドが大きくなる．

手続き呼び出しを繰り返して，入れ子構造が深くなるプログラムでは，空間的オーバーヘッドが増大する．再帰呼出しが起きるとその手続きないし関数内のブロックを実行していくことになり，そのスコープを扱うパスがその分大きくなる．そのため値スタックに必要なメモリがそれだけ多くなってしまう．

再起呼出しの深さを m，その各手続き，関数内のブロックの数をすべて n 個とし，一つのブロックによるパスの長さを k バイト，store 命令の数回数を l 回とすると，最も長いパスは kmn バイトとなりそれらを保存するために必要なメモリは $klmn$ バイトとなる．例として，$m = 100$，$n = 10$，$k = 2$，$l = 5$ と考えると，一回の store 命令による情報の保存に 2000 バイトが必要になり合計で最大 10000 バイトのメモリが必要になる．つまり再帰の深さが 100 で変数の保存を 5 回するようなプログラムでは，最大で約 10 キロバイトの情報の保存が必要になる．ラベルスタックについては，プログラムのコントロールグラフを考えたときに入力次数が大きくループや再帰などによる繰り返しが多くなるプログラムでは多くのメモリが必要となる．

以上のように本手法では，空間的なオーバーヘッドがかなり大きくなってしまう．これは状態遷移に基づくデバッグに必要なすべての履歴を保存しているためである．

時間的なオーバーヘッドについては，本手法のバイトコードの実行は，各命令において履歴情報保存の必要のないバイトコードの実行と比較したとき履歴情報を保存するためのメモリ書き込みおよび読み込みの時間分のみ多くかかるため大きなオーバーヘッドは生じないと想定される．

5.　関連研究

Hoey らは，本発表と同様な並列プログラミング言語を可逆的に並行実行する方法を提案している**?**．プログラムソース間の継続関係によって振舞を定義し，順方向の継続の際に逆方向実行に必要なアノテーションをプログラムに加えることで逆方向の計算を実現している．

ここではブロック構造およびステートメントに実行のための名前づけを行うアノテーションを生成し順方向に実行し，実行に関する情報をプログラム上に付加し，Annotated プログラムを生成する．

ここで手続き p1 内のステートメントはブロック b1 内

```
begin b1
   proc p1 fib is
   begin b2
      var T = 0 b2;
      if i1 (N-2 > 0) then
         T = F + S b2;
         F = S b2;
         S = T b2;
         N = N - 1 b2;
       call c2 fib b2;
    end b2
    remove T = 0 b2;
  end
  b1
  call c1fib is P b1;
  remove p1 fib is P b1;
end
```

図 18　対象プログラム
Fig. 18　Original target program

```
begin b1
   proc p1 fib is
   begin b2
      var T = 0 (b2*b1,A);
      if i1 (N-2 > 0) then
         T = F + S (b2*b1,A);
         F = S (b2*b1,A);
         S = T (b2*b1,A);
         N = N - 1 (b2*b1,A);
       call c2 fib (b2*b1,A);
    end (b2*b1,A)
    remove T = 0 (b2*b1,A);
  end
  (b1,A)
  call c1fib is P (b1,A);
  remove p1 fib is P (b1,A);
end
```

図 19　Annotated プログラム
Fig. 19　Annotated program

```
begin c1:c2:b2
   var T = 0 (c1:c2:b2*b1,[7]);
   if c1:c2:i1 (N-2 > 0) then
     T = F + S (c1:c2:b2*b1,[8]);
     F = S (c1:c2:b2*b1,[9]);
     S = T (c1:c2:b2*b1,[10]);
     N = N - 1 (c1:c2:b2*b1,[11]);
     call c2 fib (c1:c2:b2*b1,[15]);
  end (c1:c2:b2*b1,[16])
  remove T = 0 (c1:c2:b2*b1,[17]);
end
```

図 20　実行された Annotated プログラム
（2 回目の手続き呼び出し）
Fig. 20　Executed annotated program
(second procedure call)

のブロック b2 に存在しているのでこれらのステートメントのパスは b2 ∗ b1 に変換する．ここで A はそれぞれのステートメントに識別子を書き込むためのスタックである．

図 19 を実行すると**図 20** のようにプログラム自体に Annotation およびパスが書き込まれる．図 20 は 2 回目の手続き呼び出しのブロック自体をコピーして Annotation とパスを書き込んでいる．ここで変数 T が var ステートメントで宣言されているが，この変数は c1 : c2 : b2 ∗ b1 の T として扱われる．このようにして変数を宣言する際にパスを要素に組み込むことで局所変数を実現している．

図 20 の実行情報を含む Annotated プログラムを**図 21** に示す Inverted Program へ変換する．Annotation の数字がそのステートメントが実行された順番を表していて Annotation に書かれている最大の値から始めて一つずつ Annotation に書かれている数字を遡っていくことで Annotated Program で行った順方向の実行を逆方向に辿る実行を行う．

```
begin c1:c2:b2
   var T = 0 (c1:c2:b2*b1,[17]);
   if c1:c2:i1 (N-2 > 0) then
     call c2 fib (c1:c2:b2*b1,[15]);
     N = N - 1 (c1:c2:b2*b1,[11]);
     S = T (c1:c2:b2*b1,[10]);
     F = S (c1:c2:b2*b1,[9]);
     T = F + S (c1:c2:b2*b1,[8]);
     F = S (c1:c2:b2*b1,[9]);
  end (c1:c2:b2*b1,[16])
  remove T = 0 (c1:c2:b2*b1,[7]);
end
```

図 21　Inverted プログラム
（2 回目の手続き呼び出しの部分）
Fig. 21　Inverted program
(part of second procedure call)

本論文では，変数の参照および値の更新履歴においては同じアイデアを用いている．Hoey らの可逆実行では制御フローの逆転については，ソースプログラムに Annotation という形でうめこむことで実現している．これに対して本論文では制御フローに着目し，抽象機械とそのバイトコードによって値更新と分離して扱うことで順方向の実行フローから逆方向の実行フローは，対応するバイトコードを個別に対応するバイトコードに変換して順番を逆に並べるだけで得ることが可能になっている．

ブロック構造を逆方向に実行する場合には，ブロックで最後に更新された変数の値が必要になる．Hoey らの方法では，この対応をとるために while ループにおいてアノテーションを導入している．これに対して，本論文ではラベルスタックがジャンプに関する情報を保存し，それに対応した変数の更新が値スタックに保存されているので，このような制御に関するアノテーションは不要になっている．

抽象機械の概念を利用したプログラミング言語処理系の可逆実行環境が**?**で提案されている．ここでは，マルチスレッド言語 μOz に対して可逆抽象機械を提案している．μOz 言語では，スレッド間の相互作用はポートによる同期通信によって行われる．このため，各スレッドは自スレッドの状態遷移と通信履歴を保持することによって可逆実行を実現する．この場合，変数更新の依存関係が保存される限りにおいて逆方向計算の自由度があり，因果無矛盾性 (Causal consistency) が保証される．これに対して本論文の逆方向計算および**?**は，全ての抽象機械が共有する値スタックとラベルスタックによって順方向計算の状態遷移を保存してバックトラック**?** するため，逆方向の計算はより制限される．このためにより多くの履歴を保存している．

?では，Erlang 言語に対する可逆実行について提案されている．Erlang はアクターモデルに基づいた分散した非同期の並行実行意味を持ち，因果無矛盾性を持つ可逆意味が定義されている．さらに，Roll-back 演算子を定義することで，逆方向の計算を制御する手法を提案している．

可逆プログラム言語に対する抽象機械としては，?においてアーキテクチャが提案されている．ここでは，Janus などの状態保存を前提としないプログラミング言語の実行環境を目的としており，並行性を含む振舞いについては考慮されていない．

可逆計算に基づくデバッガとして，GNU Debugger?に逆方向のステップ実行機能が導入されている．並行性を含むプログラミング言語として，Erlang に対するデバッガ?および CSP モデルに対する逆方向計算の可視化ツール?が提案されている．この他，ソフトウェア一般の商用のツールが UNDO 社から発表?されている．

6. おわりに

本論文では，再帰的な手続き呼出しによって再帰的なブロック構造を持つ簡単なプログラミング言語に対する可逆的な実行環境を提案した．ソースプログラムの振舞いを単純なバイトコード列によって表現する．並列ブロックは実行時に動的に生成される複数の抽象機械が並行実行する．順方向実行のバイトコード列は直観的なプログラムの操作的意味論に従って生成することができ，Javacc を用いて実現した．逆方向実行を実現するバイトコード列は順方向実行のバイトコード列の順番を逆転し，対応する逆方向モードのバイトコード列に変換することによって得られる．双方向のモードのバイトコードを設計するとともに Python によって抽象機械を実現し，Multiprocess モジュールを用いて抽象機械を並行に実行することで可逆並行実行環境を作成した．

ここでは，?のプログラミング言語をより複雑な構造を持つ言語に拡張し，再帰呼出しに従って生成される並列ブロックを実行するプロセス動的に生成することができるように拡張した．この実現のために，並行ブロックに名前をつけ，並行ブロック毎にプロセス生成のスキーム (並列ブロックテーブル) をプログラムの構造から静的に生成することで実現した．逆方向実行の場合には同じテーブルを参照し，逆方向に各ブロックを逆方向に並行実行するプロセスを生成する．

ブロック構造による変数スコープの参照は?の方法に従って，参照が発生した呼出しパスを変数名に付加することで，大域的な変数と同様に扱っている．このことで，手続き呼出しと関数呼出しにおいて通常の逐次プログラムにおける駆動レコードを生成することなく，局所変数のスコープを実現している．

本論文における実行環境では，プログラムの実行制御フローをバイトコードとして分離することで可逆実行における順方向と逆方向の制御フローの対応を明確に示すことができた．ブロックの再帰構造を導入することで，実際的なプログラムに対して可逆実行環境の基本的な導入手法を示した．ここでは，変数の値割当を状態とし，変数更新を状態遷移とし，逆方向で順方向の状態遷移を復元することを目標とした．順方向で計算された値は値スタックに参照が発生したパスとともに記録されているので，逆方向では多くの命令が nop に変換され，ブロック構造は順方向で値スタックに記録されたパスをもとに復元される．

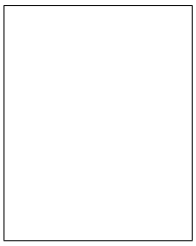
今後の課題としては，プログラムから正しい可逆計算が可能なバイトコードの生成されていることを形式的に示すことが必要である．任意のバイトコード列が逆方向計算を表しているわけではない．例えば，jmp や jpc の飛び先の命令は label でなければならない．実行可能なプロセスは値スタックやラベルスタックによって制御されるため，デッドロックを起こすことなく初期状態に至ることは自明ではない．プログラムに正しく対応するバイトコード列が，順方向から逆方向の変換によって順方向の任意の状態遷移を逆方向にすべてたどることができ，最後に無駄な情報を残さないことを示す必要がある．

現在の実行環境上では，計算が終了しないと逆方向実行ができないため，デバッグにはそのままでは使うことができない．Hoey らの枠組みにおいてもデバッガへの応用が研究されている?．デバッグのためのブレークポイント設定と順方向と逆方向をバイトコード単位で柔軟に実行できるようにすることは，今後の課題である．

本手法をそのまま実システムに用いるにはオーバーヘッドがとても大きい．特に逆方向実行の実現のための空間的なオーバーヘッドが大きいことが問題である．これに対して，再帰の深さが深くなるごとに大きくなるパスの保存に必要なメモリを減らすために，パス情報を共通化する，もしくは圧縮することによって空間的オーバーヘッドを改善することが想定される．さらに，予め対象とする性質を定めることによって，逆方向モード実行の情報を限定して空間的なオーバーヘッドを減少させることは今後の課題である．

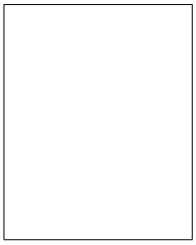
謝辞

本研究をすすめるにあたり有益なアドバイスを頂いたレスター大学の Irek Ulidowski 博士に感謝します．また，日頃より議論を頂く名古屋大学の中澤巧爾准教授，関浩之教授，楫勇二教授ならびに結縁・中澤研究室の皆様に感謝いたします．本研究は JSPS 科研費 17H01722 および 21H03415 の助成をうけたものです．



池田 崇志

1997 年生．2020 年名古屋大学工学部電気・電子情報工学科卒業．名古屋大学大学院情報学研究科博士前期課程在学中



結縁 祥治　（正会員）

1963 年生．1985 年京都大学工学部情報工学科卒業．1987 年京都大学大学院工学研究科修士課程修了．1990 年名古屋大学大学院博士後期課程単位取得退学．1990 年同大学助手, 1999 年同大学准教授，2007 年より同大学教授．博士（工学）．並行計算の理論と応用に関する研究に従事．電子情報通信学会フェロー，情報処理学会，電子情報学会，ACM 各会員