

卒業論文

LLVMコンパイラ基盤を用いた
ベクトル化コード生成についての検討

2022年3月

永池 晃太郎

宇都宮大学工学部
情報工学科

内容梗概

画像処理などの複数のデータに対して同じ演算を行う処理については，単一命令で複数データの処理を行う SIMD 命令によるデータ並列処理による高速化が可能である．しかし，SIMD によるデータ並列処理を行う場合，SIMD 命令は 1 命令で演算するデータ数である同時演算数が決まっている．そのため演算性能を上げるために同時演算数を変更すると機械語コードを作り直す必要がある．そこで，機械語コードの変更なく，同時演算数を変更できるスケーラブルなベクトル拡張を実現したベクトル拡張付き RISC-V が開発されている．

しかし，このベクトル拡張に対応したコンパイラがないため，ベクトル拡張付き RISC-V のアセンブリコードを生成できないという問題点がある．これに対する解決策としてベクトル拡張付き RISC-V に対応したコンパイラの実現方法を検討する．コンパイラ基盤である LLVM を用いて既に実装済みの RISC-V 向けコンパイラの機能を再利用すればコンパイラを一から開発するより容易にアセンブリコードの生成を行うことができる．また，LLVM に備わっている自動ベクトル化機能を用いることでベクトル化されたコードの生成が可能であることから，LLVM を用いることによってベクトル拡張付き RISC-V 向けにアセンブリコードを得ることができると考える．

本論文では LLVM コンパイラ基盤におけるコード生成について述べ，独自命令生成のための命令定義を行う．ベクトル拡張付き RISC-V の命令の内，ベクトル算術・論理演算命令，即値を用いるシフト命令の実装について述べる．さらに，実装した命令が正常に入力ソースコードから生成されることを確認する．C 言語で記述した配列加算等のプログラムを用いて，そのベクトル化されたアセンブリコードを生成できることを示す．また，現段階では実装できていない命令として，ベクトルロード・ストア命令等がある．その命令生成に向けて新たに必要な定義や変更点などについて述べる．

Consideration of Automatic Generation of Vectorized Code Using LLVM Compiler Infrastructure

Kotaro Nagaike

Abstract

For processing that performs the same operation on multiple data, such as image processing, it is possible to achieve higher speed by using data parallel processing with SIMD instructions that process multiple data with a single instruction. However, when using SIMD for data parallel processing, the number of simultaneous operations, which is the number of data to be processed in one instruction, is fixed for SIMD instructions. Therefore, if the number of concurrent operations is changed in order to increase the processing performance, the machine language code must be rewritten. To solve this problem, RISC-V with vector extension has been developed to realize scalable vector extension that can change the number of concurrent operations without changing the machine code.

However, there is a problem that the assembly code of RISC-V with vector extension cannot be generated because there is no compiler that supports this vector extension. As a solution to this problem, I consider how to realize a compiler that supports RISC-V with vector extensions. By using LLVM, which is a compiler infrastructure, and reusing the functions of already implemented compilers for RISC-V, it is easier to generate assembly code than developing a compiler from scratch. In addition, the automatic vectorization function of LLVM can be used to generate vectorized code, so I consider that assembly code for RISC-V with vector extensions can be obtained by using LLVM.

In this paper, I describe the code generation in the LLVM compiler infrastructure and define instructions for generating original instructions. Among the instructions of RISC-V with vector extensions, I describe the implementation of vector arithmetic and logic instructions and shift instructions using immediate values. In addition, I confirm that the implemented instructions can be successfully generated from the input source code, and show that programs such as array addition written in C can be used to generate their vectorized assembly code. I will also show that the vectorized assembly code can be generated using programs such as array addition written in C. There are instructions such as vector load/store instructions that have not been implemented at this stage. In this paper, I describe the definitions and changes

required to generate such instructions.

目次

内容梗概	i
Abstract	ii
目次	iv
1 はじめに	1
2 ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサ	3
2.1 RISC-V	3
2.2 ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサ構成	4
2.3 ベクトル拡張付き RISC-V 命令セット	5
3 LLVM	9
3.1 概要	9
3.2 LLVM による自動ベクトル化機能	12
4 ベクトル拡張付き RISC-V コンパイラ	14
4.1 LLVM バックエンドにおける独自命令の実装	14
4.2 ベクトル拡張付き RISC-V 命令の定義	16
5 検証と課題	20
5.1 アセンブリコードの生成検証	20
5.2 課題	21
6 おわりに	27
謝辞	28
参考文献	29

第1章 はじめに

FPGA (Field Programmable Gate Array) はユーザによって回路の再構成が可能な LSI (Large Scale Integration) であり，目的の処理をハードウェアとして実装可能なデバイスである [1]．近年 FPGA の大容量化，高性能化によって大規模な回路が実現可能になった [1]．これにより FPGA は自動運転を始めとする組込み分野での利用増加が期待されている．

FPGA を用いたハードウェア開発は HDL (Hardware Description Language) による RTL (Register Transfer Level) 設計が広く用いられている．RTL は FPGA 上に構成する回路の信号の流れや制御構造を直接設計できる一方，動作検証やデバックが難しく，短期間で複雑な処理の開発は困難である [1]．そのため，FPGA による開発期間を短縮する方法として，専用ハードウェアとプロセッサを用いたソフトウェアによる処理を組み合わせる方法が考えられる．FPGA 上のハードウェアリソースを用いて実装するプロセッサのことをソフトコアプロセッサという．ソフトコアプロセッサは柔軟性が高く，プロセッサの構成を変更することによって処理対象のアプリケーションに特化させることができる．プロセッサの構成変更によって異なるアプリケーションへの対応も可能なため，開発期間の短縮が期待できる．専用ハードウェアを開発する場合は，回路で実行する処理に対して最適な回路の設計を行うことによって高性能な回路を実現できるが，新たに回路を設計する必要があるため開発のコストが高い．一方，ソフトコアプロセッサでは処理をソフトウェアで記述できるため開発コストを抑えることができるがアプリケーション専用の回路としての最適化することができないため，性能は専用ハードウェアに比べて低い．組込みシステムを開発する上で高い性能が求められる処理を専用ハードウェアで行い，高い性能が必要でない処理をソフトコアプロセッサで行うことによって，すべての処理を専用ハードウェアで開発する場合と比べて開発期間を短縮でき，ソフトコアプロセッサの性能を向上させることができれば専用ハードウェアを削減でき開発コストを抑えることができる．

組込み分野では AI 技術に注目が集まっている．独立行政法人情報処理推進機構の調査によると，将来強化/新たに獲得したい技術として組込み/IoT 関連企業の 46%が AI 技術を挙げている [2]．また，近年自動運転システムへの AI 技術の応用 [10] など組み込む分野における画像認識などの画像処理を行う機会が増加している．画像処理では画像を構成する画素に対して同じ処理を行うようなものが多い．このように複数のデータに対して同じ処理を行う場合，データを 1 つずつ処理するの

ではなく、データを分割して並列に処理することで処理の高速化が可能である。データ並列処理の方法として単一命令で複数データの処理を行う SIMD (Single Instruction, Multiple Data) がある [3]。SIMD によるデータ並列処理を行う場合、1 命令で複数のデータを扱う SIMD 命令によって処理を行う。ソフトコアプロセッサで SIMD 命令によるデータ並列処理を行う場合、ソフトコアプロセッサは FPGA 上で構成されているため自由にその構成を変更することができる。そのためプロセッサにおける SIMD 演算器の数を変更することによって性能の変更が可能で、目的の処理能力をもったプロセッサの実現が可能である。しかし、演算性能を上げるために演算器数を変更するとそれに応じた機械語コードを作り直す必要がある。異なる同時演算数でも同一の機械語コードを利用可能とするためには、機械語コードが同時演算数に依存しないスケーラブルなベクトル拡張が必要である。スケーラブルなベクトル拡張によって機械語コードを変更することなく状況に応じ、容易に同時演算数を増やし高性能化することが可能となる。

スケーラブルなベクトル拡張を実現したものとしてオープンな命令セットアーキテクチャである RISC-V[4] をベクトル拡張したベクトル拡張付き RISC-V が開発されている [5]。ベクトル拡張付き RISC-V は組み込み機器に広く用いられている ARM (Advanced RISC Machine) のベクトル拡張である ARM SVE (Scalable Vector Extension)[6] の命令セットを参考に組み込み向けに RISC-V に拡張したものである。しかし、ベクトル拡張付き RISC-V に対応したコンパイラが存在していない。そのため、ベクトル拡張付き RISC-V のアセンブリコードを得るためには直接アセンブリコードの記述を行う必要があり、目的の処理を行うためのアセンブリコードを得ることが容易ではない。

そこで解決策としてベクトル拡張付き RISC-V のベクトル命令のアセンブリコードを得るためのコンパイラの実現方法を検討した。ベクトル拡張付き RISC-V に対応したコンパイラを実現できれば、C 言語等の高水準言語からベクトル命令によるアセンブリコードを得ることができ、ソフトウェアの開発が行いやすくなる。ベクトル拡張付き RISC-V のアセンブリコードを得るコンパイラの実現のためにコンパイラ基盤である LLVM[7] を用いる。LLVM はコンパイラの各機能がモジュール化されており、既存機能の再利用が可能なためコンパイラのすべての機能を開発する必要がない。また、ベクトル拡張付き RISC-V のアセンブリコードを得るためにはソースコードのループ処理をベクトル命令に対応した形式に変換する必要がある。LLVM にはループを自動でベクトル命令に対応した形式に変換する自動ベクトル化機能が既に備わっている。この機能を利用してベクトル拡張付き RISC-V の命令の生成を行う。

本論文では、第 2 章で現在のベクトル拡張付き RISC-V プロセッサについて述べる。第 3 章でベクトル拡張付き RISC-V 命令の生成のために利用したコンパイラ基盤である LLVM について述べる。第 4 章で実際に命令生成のための実装について述べる。第 5 章では実際のソースコードからアセンブリコードの出力を行った結果について述べる。そして最後に第 6 章で本論文のまとめと課題について述べる。

第2章 ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサ

本章ではベクトル処理機能を持つソフトコアプロセッサであるベクトル拡張付き RISC-V プロセッサについて述べる。

2.1 RISC-V

RISC-V はカルフォルニア大学バークレイ校が新たに開発した RISC の設計思想に基づく命令セットアーキテクチャ (Instruction Set Architectures) である。RISC-V はオープンな ISA であり、使用料のかからないオープンソースライセンスで提供されている。

従来の ISA では、後方バイナリ互換性を維持するために過去に拡張した命令すべてを実装する必要がある。しかし、過去の拡張命令すべてを実装してしまうと、命令数が増加し複雑になる。そこで RISC-V ではモジュール式 ISA を採用している [8]。RISC-V のシステムの機能を独立したモジュールとして分け、アプリケーションに応じて拡張機能を組み込むかを選択できる。RISC-V には必ず組み込まなければならない基本命令セット (RV32I, RV64I) の他に、主な拡張機能として乗算及び除算 (RV32M, RV64M)、単精度浮動小数点 (RV32F, RV64F)、倍精度浮動小数点 (RV32D, RV64D) 等がある。また、RISC-V にはベクトル命令による並列処理のための拡張命令セットとして V 拡張命令がある。V 拡張命令はベクトル処理のためにベクトル演算命令やベクトルロード・ストア命令等が定義されている。

RISC-V の基本命令は 6 つの命令フォーマットで表すことができる。基本命令の命令フォーマットを図 2.1 に示す。

R 形式は 2 つのソースレジスタを扱う形式、I 形式は 12 ビットの即値を扱う命令、S 形式はストア命令、B 形式は条件分岐命令、U 形式は 20 ビットの即値を扱う命令、J 形式は無条件ジャンプ命令の形式である。いくつかの型式において、同じフィールドに対して同じ機能を持たせているため命令のデコーディングが単純化される。

31	25	24	20	19	15	14	12	11	7	6	0	
funct7		rs2		rs1		funct3		rd		opcode		R-type
imm[11:0]				rs1		funct3		rd		opcode		I-type
imm[11:5]		rs2		rs1		funct3		imm[4:0]		opcode		S-type
imm[12 10:5]		rs2		rs1		funct3		imm[4:1 11]		opcode		B-type
imm[31:12]								rd		opcode		U-type
imm[20 10:1 11 19:12]								rd		opcode		J-type

図 2.1 基本命令の命令フォーマット

2.2 ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサ構成

ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサとは，RISC-V コアにベクトル演算機能を拡張したソフトコアプロセッサである．図 2.2 にベクトル拡張付き RISC-V プロセッサの全体構成を示す．ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサの RISC-V コアプロセッサは RISC-V プロセッサを使用している．このプロセッサは Verilog-HDL で記述された 5 段パイプラインプロセッサで必要最低限の基本命令セットである RV32I で規定された命令を実装している．

命令のフェッチおよびデコードは RISC-V コアプロセッサ上で行い，デコード結果がベクトル拡張命令であったときはベクトル処理ユニットで動作させる．

メモリアクセスに関しては，プロセッサからメモリコントローラを介して SDRAM にアクセスする．メモリアクセス要求がプロセッサから発行されたときは，メモリコントローラが SDRAM を制御してメモリアクセスを実現する．また，ベクトルメモリアクセスに関してもメモリコントローラにて行う．SDRAM コントローラとメモリコントローラ間のデータバス幅は 128 ビットであるから，プロセッサとメモリコントローラ間のデータバス幅は 128 ビットとなっている．

RISC-V コアプロセッサは命令フェッチ (IF)，命令デコード (ID)，実行 (EX)，メモリアクセス (MA)，ライトバック (WB) の 5 段のパイプラインで構成されている．ベクトル処理ユニットと RISC-V コアの双方で動作する必要のある命令に対応するためベクトル処理ユニットは RISC-V コアと同じく 5 段

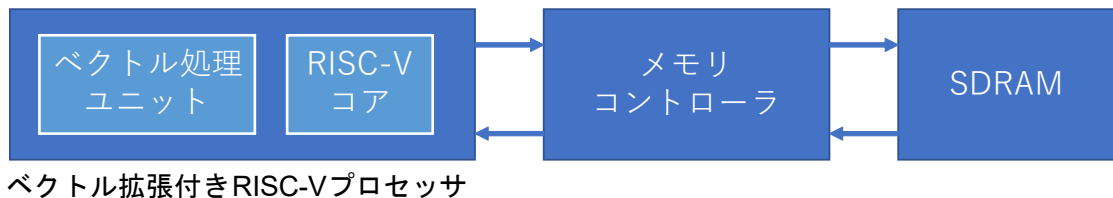


図 2.2 ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサの構成

パイプライン構成となっており，RISC-V コアと協調動作する構成となっている．なお，命令フェッチ部分と命令デコード部分は RISC-V コアと共通となっている．

ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサによってスケーラブルなベクトル拡張を実現し，同時演算数の変更による機械語コードの変更の必要がなくなったが，ベクトル拡張付き RISC-V プロセッサが対応している命令セットのアセンブリコード等を出力できるコンパイラがない．アセンブリコードを生成する手段として，インラインアセンブラを利用する方法が考えられる．インラインアセンブラを利用する場合，アセンブラプログラミングの知識を必要とする他，コンパイラの最適化の影響で問題が起きる場合がある．その場合，volatile 修飾子の利用によりコンパイラの最適化からインラインアセンブラ記述部分を対象外とすることで問題を回避できるが，volatile 修飾子の利用は他の部分の最適化に悪影響を及ぼすことがある．また，カスタム命令の追加をした場合，命令のスケジューリングや追加レジスタに対するレジスタ割り当てを行うことができない．intrinsics 関数を用いる手法も考えられるが，intrinsics 関数によって記述されたソースコードはベクトル拡張付き RISC-V 以外では利用できない．そのためベクトル拡張付き RISC-V のためにソースコードを記述する必要がある．そのため，既存のコンパイラの機能を再利用してベクトル拡張付き RISC-V 命令のアセンブリコードを生成可能なコンパイラを開発する手法を検討する．

2.3 ベクトル拡張付き RISC-V 命令セット

ベクトル拡張付き RISC-V は機械語コードが同時演算数に依存しないスケーラブルなベクトル拡張を実現した ISA であり，ARM SVE を参考に仕様策定したものである．

従来の SIMD 命令による処理では SIMD 演算器数の変更によって同時演算数を変化させることができるが，同時演算数の変更に伴って機械語コードの変更が必要である．例として SIMD 命令を用いて 999 個の要素を持つ配列同士の加算の処理を行う場合の同時演算数による違いを図 2.3 に示す．図 2.3 の (a) では同時演算数が 2 とした場合で (b) は同時演算数を 4 とした場合である．(a) では同時演算数が 2 であるため while 命令によって SIMD 演算を行った後に余りの要素を逐次処理によって処理を行っている．(b) では同時演算数を 4 に変更しており，同様に while による SIMD 演算を行った後に余りの要素の処理を行っているが，同時演算数を変更したことによって余りの要素の数が変わるため同時演算数が異なる場合機械語コードを作り直す必要がある．

対して，ベクトル拡張付き RISC-V では同時演算数に依存しないスケーラブルなベクトル拡張を行うためにプレディケートによるループ処理が行われる．ベクトル命令ではベクトルレジスタを用いた複数データの演算を行う際にプレディケートレジスタを用いたマスク処理が行われる．プレディケートレジスタではプレディケートレジスタの 1 ビットがベクトルレジスタの 1 要素の対応しており，プレディケートレジスタの値が True であるとき命令を実行し，False のときは命令を実行しない

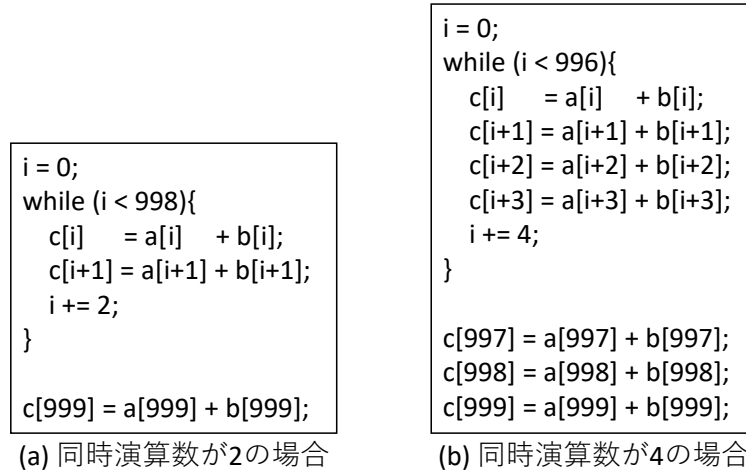


図 2.3 SIMD 命令による配列加算の処理

x1:ループカウンタ
x2:データ数

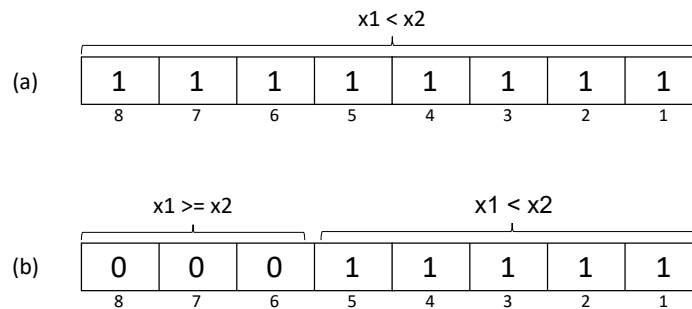


図 2.4 WHILELO 命令の動作

といった処理が行われる。プレディケートレジスタを用いたループ処理を行うときに使う命令として WHILE 系命令がある。WHILE 系命令では配列要素のベクトル演算を行う際にループカウンタと処理する配列の全要素数を比較してループカウンタが全要素数より小さい間対応するプレディケートレジスタの要素を True にする。ループカウンタが全要素数以上の場合、対応するプレディケートの要素を False にする。これによって余りの要素がある場合でもすべてのデータ数分ベクトル処理を行うことができ、同時演算数に依存しない機械語コードが実現できる。WHILE 系命令の例として WHILELO 命令の動作の概要を図 2.4 に示す。図 2.4 の (a) ではループカウンタがデータ数より小さい場合であり、プレディケートの要素が全て True になっている。図 2.4 の (b) では余りの要素の処理を行う場合であり、ループカウンタがデータ数より小さいときのみ要素が True となっている。これによって余りの要素が変化した場合でも処理を行うことができる。

2.3. ベクトル拡張付き RISC-V 命令セット

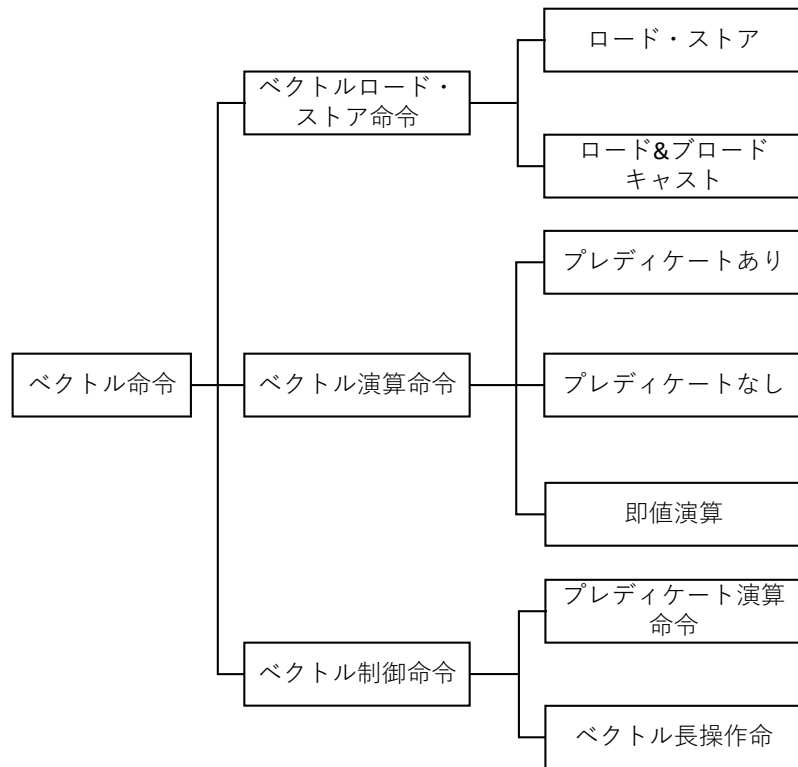


図 2.5 ベクトル拡張付き RISC-V の命令体系

ベクトル拡張付き RISC-V の命令体系を図 2.5 に示す。ベクトル拡張付き RISC-V のベクトル命令はベクトルロード・ストア命令、ベクトル演算命令、ベクトル制御命令の3つに分けられる。RISC-V にはカスタム命令用にオペコード領域が4つ用意されているがそのうちの2つを利用しており、1つをベクトルロード・ストア命令、もう一方をベクトル演算命令とベクトル制御命令に使用している。ベクトルロード・ストア命令のアドレスはベースとなるスカラレジスタの値にオフセットを加えることで計算する。ベクトル演算命令は、プレディケートレジスタによるマスク処理を行うプレディケートあり演算命令、プレディケートレジスタによるマスク処理を行わないプレディケートなし演算命令、即値とベクトルレジスタによる演算を行う即値演算命令に分けられる。ベクトル拡張付き RISC-V は基本命令に関して RV32I のみ組み込んでおり、整数演算命令、レジスタ即値間演算等の演算命令や条件分岐命令、ロード・ストア命令が利用可能である。

ベクトル拡張付き RISC-V のレジスタについて図 2.6 に示す。レジスタ構成はベクトルレジスタ $v0-v31$ 、ベクトルマスク制御に用いるためのプレディケートレジスタ $vp0-vp7$ 、プレディケートレジスタ同士の論理演算に用いるプレディケートレジスタ $vp8-vp15$ 、RISC-V の汎用レジスタ $x0-x31$ 、プログラムカウンタとなっている。ハードウェア実装としてベクトルレジスタの長さは 128×2^n ($0 \leq n \leq 4$) ビットの中から選択可能である。プレディケートレジスタは1ビットがベクトルレジスタ1バイト

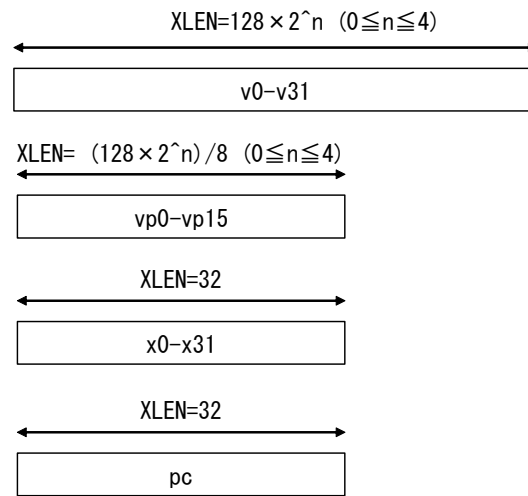


図 2.6 ベクトル拡張付き RISC-V レジスタ構成

に対応するため、プレディケートレジスタの長さはベクトルレジスタの 1/8 となる。また、基本命令としては RV32I を組み込んでいるため汎用レジスタの幅は 32 ビットとなっている。

ベクトル命令のフォーマットは RISC-V の命令形式である R 形式に従ったものとなっている。また、デコーダの単純化のために同じフィールドにはできるだけ同じ機能をもたせている。

第3章 LLVM

本章ではベクトル拡張付き RISC-V 向けにベクトル化されたアセンブリコードを得るための自動ベクトル化コンパイラの開発に用いたコンパイラ基盤である LLVM について述べる。

3.1 概要

LLVM は 2000 年にイリノイ大学で開発が開始されたコンパイラ基盤である。コンパイラ基盤とはコンパイラに必要となるモジュールをまとめたもので、コンパイラを開発するためのフレームワークである。LLVM の構成を図 3.1 に示す。LLVM はソースコードを LLVM の中間表現である LLVM IR に変換するフロントエンド、LLVM IR に対して最適化等の操作や LLVM IR から機械語やアセンブリコードへの変換を行うバックエンドに分かれている。図 3.1 の様に、C 言語等のソースコードから任意のアーキテクチャのアセンブリコードや機械語コードの生成を行うことができる。LLVM ではこれらの機能がモジュール化されており、新規機能を実装する際に再利用することができる。例えば新たなアーキテクチャ向けのコンパイラを開発する際はバックエンドのみ実装を行い、フロントエンドについては再利用することができる。

LLVM には既に RISC-V を対象としたコード生成のためのバックエンドが実装されている。本研究では RISC-V を独自にベクトル拡張したベクトル拡張付き RISC-V の命令の生成を目的としてい

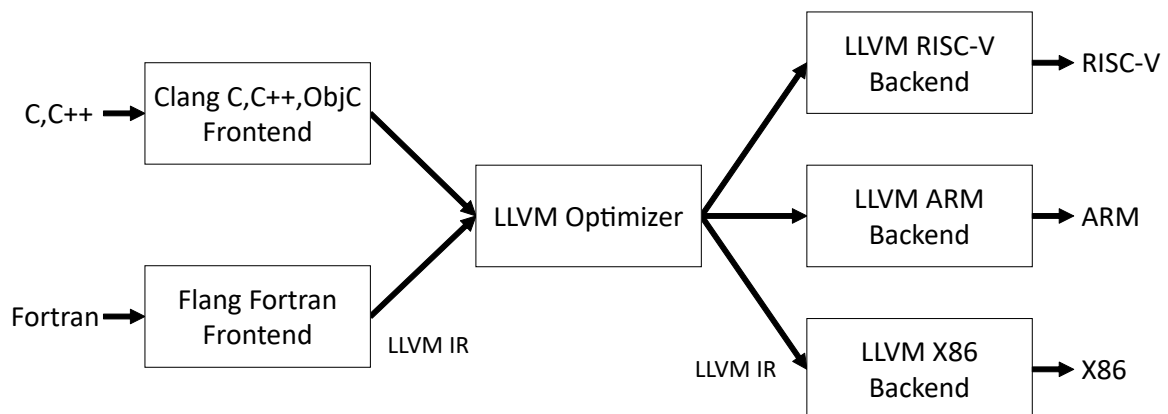


図 3.1 LLVM の構成

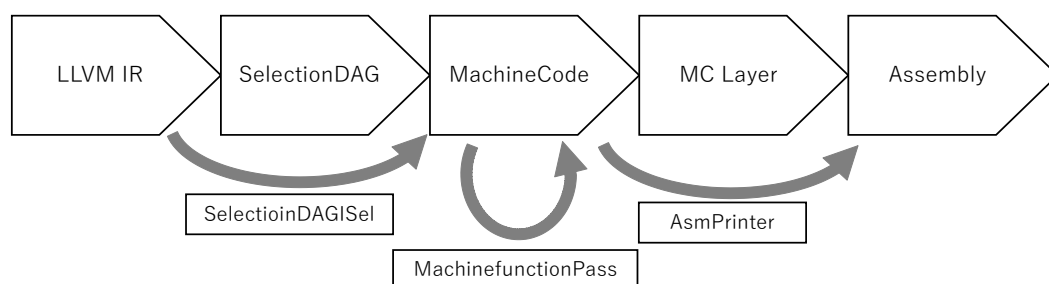
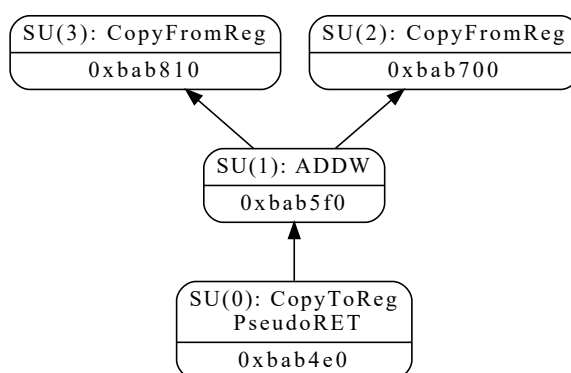


図 3.2 LLVM バックエンド



Scheduling-Units Graph for sunit-dag.test:

図 3.3 SelectionDAG

るため、この RISC-V 向けのバックエンドに対して変更を加えることによって独自命令コードの生成を行う。

LLVM バックエンドにおけるコード生成の流れを図 3.2 に示す。LLVM バックエンドでは Pass によって処理が行われる。Pass とは LLVM コンパイラにおいて変換や最適化を実行するもので、中間表現に対する変換や最適化等を行う。図 3.2 では LLVM バックエンドにおけるデータフォーマットの変化と実行される Pass を表している。

バックエンドでは LLVM IR から DAG (Directed Acyclic Graph) である SelectionDAG へフォーマットを変換する。SelectionDAG は LLVM IR をグラフ形式で表したもので、各命令やデータの依存関係を表現する。LLVM における SelectionDAG を図 3.3 に示す。図 3.3 の SelectionDAG は 2 変数を加算し、その結果を返す関数の SelectionDAG である。CopyFromReg ノードはレジスタから値を取得するノードであり、2 つの CopyFromReg ノードを ADDW ノードで加算し、レジスタに値を渡す CopyToReg によって加算結果を返す。SelectionDAG への変換は SelectionDAGISel パスで行われ、SelectionDAG は最終的に SelectionDAGISel パスによって MachineCod 形式に変換される。SelectionDAGISel では Lower, Combine, Legalize, Select, Schedule のフェーズから構成される。

```

1 bb.0 (%ir-block.0):
2   liveins: $x10, $x11
3   %1:gpr = COPY $x11
4   %0:gpr = COPY $x10
5   %2:gpr = ADDW %0:gpr, %1:gpr
6   $x10 = COPY %2:gpr
7   PseudoRET implicit $x10

```

図 3.4 MachineCode

Lower は LLVM IR から SelectionDAG に変化させるフェーズである．このフェーズでは LLVM IR から SelectionDAG のノードへと一対一の対応を行う．この段階では生成対象のアーキテクチャであるターゲットマシンでは利用できない命令やデータ形式を含んで不正 (illegal) な状態である．

Combine フェーズではパターンマッチングによる置き換えで最適化を行い，処理に必要な命令数を削減するなどの命令の単純化を行う．

Legalize はターゲットマシンではサポートされていない命令やデータ形式を他のものに置き換えるフェーズである．このフェーズによって不正な状態であった SelectionDAG ノードがターゲットマシンで利用できない命令やデータ形式が変換され，ターゲットマシンの命令に変換が可能である正当 (legal) な状態となる．

Select フェーズではこれまで LLVM IR の命令を用いていた SelectionDAG のノードを生成対象のアーキテクチャであるターゲットマシンの命令を用いる MachineNode へと変換する．

Schedule フェーズでは構築されたグラフの依存関係を元に命令をスケジューリングし，命令の順序を決定するフェーズである．

SelectionDAGISel パスではこれらのすべてのフェーズが終わった後に MachineCode を出力する．

Machinefunction パスでは MachineCode 形式をアセンブリコードや機械語コードとして出力できるように物理レジスタの割当て等を行う．MachineCode 形式は LLVM IR とは異なり，階層構造がない形式である．MachineCode 形式を図 3.4 に示す．3, 4 行目にてレジスタから値のコピーを行っており，5 行目にて値の加算を行っている．3, 4, 5 行目において変数 %0, %1, %2, の末尾に gpr とあるが，これは使用するレジスタの種類を指定しており，gpr は汎用レジスタを指定している．後述するレジスタの割当てはこの指定にしたがって行われる．

MachineCode が SelectionDAGISel によって生成された直後はまだ命令で扱うレジスタは無限個あると仮定した仮想レジスタや phi 命令を含んだ SSA (Static Single Assignment form) 形式で表現されている．phi 命令とは，SSA 形式においてどの制御フローから到達したのかによって変数を選択する関数である．phi 命令の例を図 3.5 に示す．図 3.5 では L3 で使用している変数 a3 の定義を決定するために phi 命令を用いている．この phi 命令では L1 から来たときは a3 に a1 を代入し，L2 から来

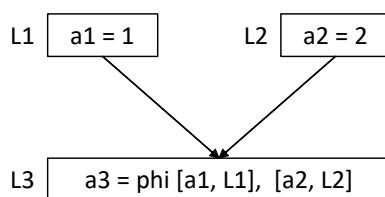


図 3.5 SSA 形式での phi 命令

```

1  # %bb.0:
2  # <MCInst #10797 ADDW
3    # <MCOperand Reg:50>
4    # <MCOperand Reg:50>
5    # <MCOperand Reg:51>>
6  # <MCInst #11108 JALR
7    # <MCOperand Reg:40>
8    # <MCOperand Reg:41>
9    # <MCOperand Imm:0>>
  
```

図 3.6 MCLayer

たときは `a3` に `a2` を代入する．これによって SSA 形式において変数の定義が一意に決まらない処理を実現している．`MachineFunctionPass` では仮想レジスタから実際にアセンブリコードで用いられる物理レジスタの割当てを行う．また，`phi` 命令は従来の命令セットにおいて `phi` 命令を実装していないため LLVM では実行可能コード生成のために `phi` 命令の削除を行い，`MachineCode` を非 SSA 形式へと変換する．

`AsmPrinter` パスは `MachineCode` を MC Layer 形式へと変換した後にアセンブリコード，オブジェクトファイルを出力するパスである．MC Layer 形式は `MachineCode` 形式のような階層構造がない形式である．MC Layer 形式では命令とオペランドの情報を持っており，アセンブリコードと出力する際は命令とオペランドに対応する命令ニーモニックを出力する．オブジェクトファイルを出力する際は命令とオペランドの情報をもとに対応する機械語コードを出力する．MC Layer 形式の例を図 3.6 に示す．MC Layer では命令を 2, 6 行目のように `MCInst` の名称で持っており，その命令に用いるレジスタ等のオペランド情報を `MCOperand` の名称で持っている．

3.2 LLVM による自動ベクトル化機能

LLVM には自動ベクトル化機能が備わっている．自動ベクトル化とは配列の演算処理などのループによる繰り返し処理をベクトル命令の形式に置き換える機能である．LLVM による自動ベクトル化機能はソースコードにおけるループをベクトル化された LLVM IR へと変換が行われる．LLVM に

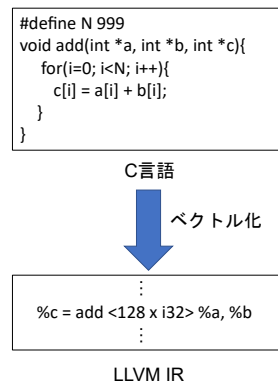


図 3.7 LLVM による自動ベクトル化例

よる自動ベクトル化の例を図 3.7 に示す．変換元の C 言語による配列加算プログラムを図 3.7 の上に，変換後のベクトル化された LLVM IR のベクトル演算部分の一部分を図 3.7 のしたに示す．LLVM IR においてベクトル命令はベクトル型を用いて表現される．図 3.7 にて `<128 x i32>` となっている箇所がベクトル型の指定を行っており，これは 128 個の 32 ビット整数の演算を行うベクトル型の命令となっており，LLVM IR の 3 行目で配列 `a, b` の要素の内 128 個の加算を行っている．

また，LLVM IR では対象配列の全要素に演算を行うための制御を行っている．例えば対象配列要素数が 400 とし，一度にベクトル演算を行う個数を 128 とする．この場合，128 個を対象としたベクトル演算を 3 回行う．その結果ベクトル演算によって 384 個の要素を演算するが，16 個の要素が残ることになる．この余りに関しては逐次処理を 16 回繰り返す処理を行う．これによってすべての配列要素の演算を可能にしている．

LLVM ではベクトル化された LLVM IR からベクトル命令を生成することが可能である．ベクトル化された LLVM IR から RISC-V の V 拡張命令のベクトル命令の生成にも対応しており，C 言語等で記述した配列加算プログラム等を自動で RISC-V のベクトル化アセンブリコードに変換することが可能である．本研究ではこの機能を再利用することによってベクトル拡張付き RISC-V のベクトル命令を出力する．

第4章 ベクトル拡張付き RISC-V コンパイラ

本章ではベクトル拡張付き RISC-V のベクトル命令のアセンブリコードを LLVM によって自動生成するための実装法と、本研究で実際にコード生成で使用可能にしたベクトル命令の定義について述べる。

4.1 LLVM バックエンドにおける独自命令の実装

LLVM において特定のターゲットマシン命令の生成は 3.1 で述べた SelectionDAGISel パスによる Select フェーズにて LLVM IR の命令からターゲットマシン命令に変換されることによって行われる。この変換は SelectionDAG のノードに対してパターンマッチングを行い、特定のパターンにターゲット命令を対応させる手法で行われる。

このパターンマッチングに用いるパターン記述は LLVM の固有ドメイン言語である TableGen によって行われる。TableGen はアセンブリコードやオブジェクトファイルの生成対象であるアーキテクチャであるターゲットマシンで定義されている命令やレジスタ等の情報を記述することに特化しているドメイン固有言語である。TableGen では命令コード生成のためにパターンの定義だけでなく、アセンブリコードやオブジェクトファイルの出力のために命令ニーモニックの定義や命令フォーマットの定義も行っている。

SelectionDAG のパターンマッチングの例を図 4.1 に示す。図 4.1 では加算命令の例を示している。図 4.1 の上部にパターン定義クラス Pat が記述されている。Pat クラスの第一引数と変換前の SelectionDAG のノードが一致した場合、Pat クラスの第二引数で指定したノードに変換する。

この様に SelectionDAG のパターンと命令ごとに定義されているパターンが一致したときに対応した命令にノードが変換される。LLVM のバージョン 13.0.0 では RISC-V のベクトル命令のためのパターン定義が既に実装されており、そのパターンと一致した際に変換する命令を独自のベクトル拡張付き RISC-V の命令コードに定義しなおすことによってベクトル拡張付き RISC-V 命令の生成を実現する。

LLVM における命令の定義は命令フォーマットの定義と命令ニーモニックの定義に分かれる。命令フォーマットの定義は TableGen によって命令の種類ごとに命令フォーマットのクラス定義を行う。LLVM における RISC-V の命令フォーマットは基本クラスであるクラス RVInst を継承する形で

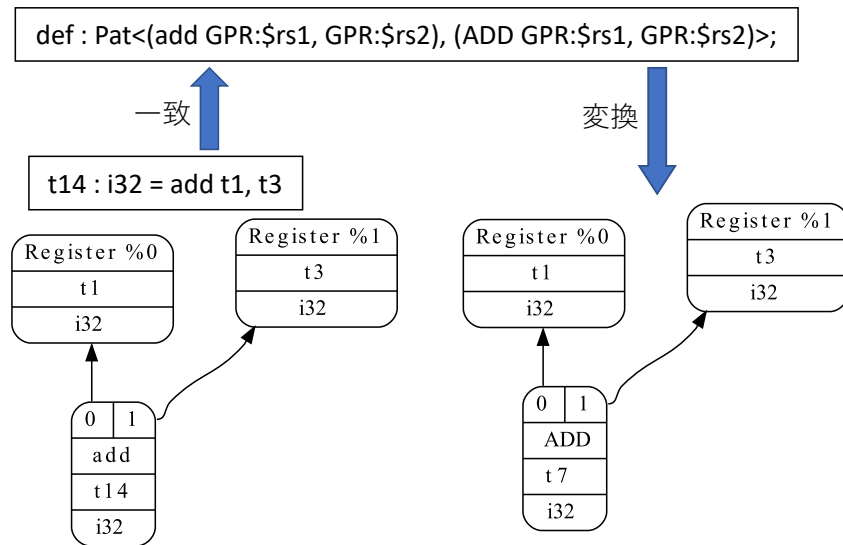


図 4.1 SelectionDAG の命令変換

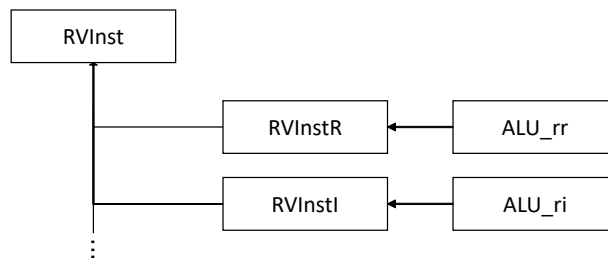


図 4.2 基本命令フォーマットクラス継承関係

行われる．RVInst では 32 ビットの命令フィールドを格納する Inst や命令のニーモニックを格納する AsmString が定義されている．LLVM ではこの RVInst を継承して Inst の命令フィールドの定義や命令のニーモニックを AsmString に格納する形で定義することで異なる命令フォーマットの定義を行う．

命令ニーモニックの定義は命令フォーマットを定義したクラスを継承して入出力レジスタの定義を行ったクラスをインスタンス化する際に行う．入出力レジスタを定義するクラスは似たような入出力レジスタを持つ命令を定義する場合において同じ入出力レジスタの定義を何度も繰り返さないために定義を行う．

命令フォーマット、命令ニーモニック定義のクラスの継承関係を図 4.2 に示す．基本クラスである RVInst を継承して基本命令のフォーマットの定義を行っている．クラス ALU_rr、ALU_ri はそれぞれ算術演算命令のためのクラスである．ALU_rr は汎用レジスタ同士の加算や減算の算術演算の定義に用いられ、ALU_ri は即値を用いた算術演算の命令定義に用いられる．

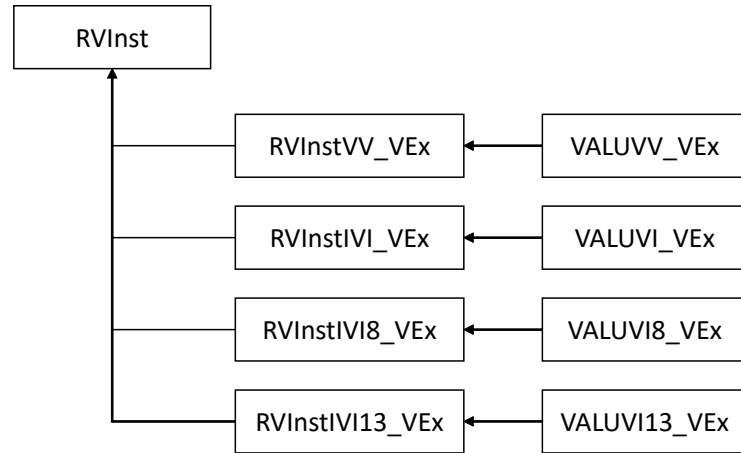


図 4.3 定義したクラスの継承関係

LLVM では上記のように命令ニーモニックの定義が行われており，この定義方法に従った形式でベクトル拡張付き RISC-V のベクトル命令の定義を行う．

4.2 ベクトル拡張付き RISC-V 命令の定義

4.1 節で述べた LLVM の RISC-V バックエンドでの命令生成のための命令定義クラスについて，ベクトル拡張付き RISC-V のベクトル命令のための命令フィールドと命令の定義について述べる．

図 4.3 に定義した命令フィールド定義クラスと命令定義のためのクラスの継承関係を示す．

本研究ではベクトル拡張付き RISC-V の命令のうち，ベクトル演算命令のプレディケートレジスタを用いない命令を実装した．RISC-V ではプレディケートレジスタが用いられていないため，LLVM にもプレディケートレジスタが定義されておらず，プレディケートレジスタを用いる命令を実装するためにはプレディケートレジスタの定義に加えて，新たにレジスタ割り当て機能の実装が必要であるため，本研究ではプレディケートレジスタを用いない命令のみの実装をする．プレディケートレジスタを用いない命令は既に実装されている RISC-V の V 拡張命令のベクトル演算命令とレジスタオペランドや命令の構成がベクトル拡張付き RISC-V のベクトル演算命令と同じ構成のため，プレディケートレジスタを用いる命令より命令生成のために必要な実装部分が少ないため，比較的容易に実装が可能である．

本研究で実装するベクトル命令とそのフォーマットを図 4.4 にまとめる．

図 4.4 で `vadd` などの命令フォーマットのビット 26 および 25 の 2 ビットにて指定されている `size` はベクトル要素のサイズを指定するためのフィールドであり，この値に応じたサフィックスが命令の末尾に追加されるものである．本研究では整数要素の処理の場合のみを想定し，この `size` の値は

4.2. ベクトル拡張付き RISC-V 命令の定義

	31	27	26	25	24	20	19	15	14	12	11	7	6	0
vadd	00001	size			vs2			vs1		000		vd		0001011
vsub	00001	size			vs2			vs1		001		vd		0001011
vor	00001	size			vs2			vs1		100		vd		0001011
vxor	00001	size			vs2			vs1		101		vd		0001011
vand	00001	size			vs2			vs1		110		vd		0001011
vsra	00010	size			imm5			vs1		000		vd		0001011
vsrl	00010	size			imm5			vs1		001		vd		0001011
vsll	00010	size			imm5			vs1		011		vd		0001011

	31	27	26	25	24	23	22	15	14	13	12	11	7	6	0
vaddi	00101	size			00		imm8	sh		00		vd			0001011
vsubi	00101	size			00		imm8	sh		01		vd			0001011

	31	28	27					15	14	12	11	7	6	0
vori	0011						imm13			000		vd		0001011
vxori	0011						imm13			001		vd		0001011
vandi	0011						imm13			010		vd		0001011

図 4.4 実装した命令

演算を行う配列要素の大きさである 32 ビットサイズを表すために '0b10' で固定している。また、即値を用いた算術演算命令である `vaddi`, `vsubi` の命令フィールドのうちビット 14 の `sh` はビット 24 からビット 20 の 5 ビットで指定した即値を 8 ビット左シフトするかを決定するためのフィールドである。このフィールドが 0 である場合はシフトを行わず、1 であるときは 8 ビットのシフトを行う。この `sh` の値は `vaddi` 等の命令のオペランドにて指定を行うが、本研究ではシフトを行わない 0 で値を固定している。

実際に定義した命令フォーマットクラスの一覧を図 4.5 に示す。RVInstVV_VEx は `vadd`, `vsub`, `vor`, `vxor`, `vand` のためのベクトル算術演算命令フォーマットで、RVInstIVI_VEx は 5 ビットの即値を用いる `vsra`, `vsrl`, `vsll` 用のベクトル論理・算術シフト演算命令フォーマット、RVInstIVI8_VEx は 8 ビットの即値を用いる `vaddi`, `vsubi` 用のベクトル即値間算術演算命令フォーマット、RVInstIVI13_VEx は 13 ビットの即値を用いる `vori`, `vxori`, `vandi` 用のベクトル即値間算術演算命令フォーマットの定義である。

また、実際の TableGen による定義の例として RVInstVV_VEx の定義を図 4.6 に示す。図 4.5 で示したフォーマットとなるように命令フィールド `Inst` のどのフィールドにどの値が格納されるかを指定する。

命令の定義を図 4.7 に示す。図 4.7 の ALUVV_VEx はベクトル同士の演算を行うための命令の定義用に定義の繰り返しを行わないためのクラスである。ALUVV_VEx では出力レジスタと入力レジ

	31	27	26	25	24	20	19	15	14	12	11	7	6	0									
RVInstVV_VEx	funct5				size		vs2		vs1		funct3		vd		opcode								
RVInstIVI_VEx	funct5				size		imm5		vs1		funct3		vd		opcode								
	31	27	26	25	24	23	22	15	14	13	12	11	7	6	0								
RVInstIVI8_VEx	funct5				size		funct2		imm8		sh		funct2		vd		opcode						
	31	28	27														15	14	12	11	7	6	0
RVInstIVI13_VEx	0011		imm13										010		vd		0001011						

図 4.5 定義する命令フォーマットクラス

```

1 class RVInstVV_VEx<bits<3> funct3, dag outs, dag ins, string opcodestr, string argstr>
2   : RVInst<outs, ins, opcodestr, argstr, [], InstFormatR> {
3     bits<5> vs2;
4     bits<5> vs1;
5     bits<5> vd;
6
7     let Inst{31-27} = 0b000001;
8     let Inst{26-25} = 0b10;
9     let Inst{24-20} = vs2;
10    let Inst{19-15} = vs1;
11    let Inst{14-12} = funct3;
12    let Inst{11-7} = vd;
13    let Inst{6-0} = 0b0001011;
14  }

```

図 4.6 TableGen による RVInstVV_VEx の定義

スタの指定を行う．このクラスを定義することで例えば *vadd.w vd vs1 vs2* と *vsub.w vd vs1 vs2* のようにオペランドが同じ命令の定義を行う場合，*ALUVV_VEx* をインスタンス化する際に入出力レジスタの定義を繰り返しを防ぐことができる．

命令のインスタンス化も図 4.7 で行っている．ベクトル算術・論理演算命令のインスタンス化を行っている．引数では命令の文字列と命令選択のための値を指定している．

TableGen による命令の定義は以上のように行われ，残りの命令フォーマットや命令についても同様に定義を行う．

```

1 class VALUVV_VEx <bits<3> funct3, string opcodestr>
2   : RVInstVV_VEx <funct3, (outs VR:$vd), (ins VR:$vs2, VR:$vs1),
3     opcodestr, "$vd, $vs2, $vs1"> {
4 }
5
6 def VADD_VV : VALUVV_VEx <0b000, "vadd.w">,
7   Sched<[WriteVIALUV, ReadVIALUV, ReadVIALUV]>;
8
9 def VSUB_VV : VALUVV_VEx <0b001, "vsub.w">,
10   Sched<[WriteVIALUV, ReadVIALUV, ReadVIALUV]>;

```

図 4.7 命令の定義


```

1 #define N 999
2 void add(int *a, int *b, int *c){
3     for(int i=0; i<N; i++){
4         c[i] = a[i] + b[i];
5     }
6 }

```

図 5.1 配列加算プログラム

第5章 検証と課題

本章では実装した命令が実際にプログラムからコンパイラを用いて生成されるかを検証する．また，課題として未実装である命令について述べる．

5.1 アセンブリコードの生成検証

実装した命令が正しく出力されるか，図 5.1 に示した配列加算のプログラムを入力としてアセンブリコードの出力を行う．図 5.1 は配列要素数 999 の配列 a および配列 b の各要素の加算結果を配列 c に格納する配列加算プログラムである．生成はまずコマンド `clang -O3 add_array.c -emit-llvm -S -mllvm -force-vector-width=4` を用いて LLVM の C,C++ 向けフロントエンド Clang によるベクトル化 LLVM IR の生成を行う．オプション `-O3` は最適化レベルの設定であり，自動ベクトル化を行うために設定する．`-emit-llvm,-S` を設定することで LLVM IR で出力が行われる．`-mllvm,-force-vector-width=4` は自動ベクトル化を行う際のベクトル命令で演算を行う配列要素数の設定を行い，その数を 4 に設定している．アセンブリコードの生成は LLVM IR からアセンブリコードへのコンパイラである `llc` を用いて行う．コマンドは `llc add_array.ll -mattr=experimental-v -riscv-v-vector-bits-min=128` を実行した．オプション `-mattr=experimental-v` はベクトル化 LLVM IR からベクトル化アセンブリコードを生成する機能の有効かを行っており，`-riscv-v-vector-bits-min=128` はベクトルレジスタの幅の最小値の指定を行っており，ベクトル拡張付き RISC-V のベクトルレジスタの最小値である 128 ビットを設定している．

図 5.2 は配列 a,b の各要素の加算した結果を配列 c に格納する関数 add のアセンブリコードである．

25 行目にあるベクトル加算命令 *vadd.w* が実装の対象となる命令である。21 行目から 31 行目にてベクトル演算を行っている。23,34 行目にてベクトル加算を行うデータのロードを行っており、25 行目にてロードしたデータの加算を行い、26 行目にて加算結果のストアを行っている。27 行目では 20 行目で設定したループカウンタを演算を行った配列要素数分デクリメントをしている。32 行目から 37 行目では余りの要素の逐次処理を行っている。33 行目で演算対象配列の全要素数からベクトル処理対象の配列要素数を減算することで余りの要素数を計算し、余りの要素数分配列要素の加算を行う。

図 5.1 の配列要素加算部分を変更し、他の定義した命令の生成を検証する。

ベクトル減算命令である *vsub* の生成を図 5.3 に、ベクトル論理積、ベクトル論理和、ベクトル排他的論理和命令である *vand*, *vor*, *vxor* の生成を図 5.4、図 5.5、図 5.6 に示す。図 5.3、5.4、図 5.5、図 5.6 では実装対象の命令の生成確認のために C 言語で記述されるプログラム内の配列要素の演算箇所の演算子を変更している。

また、即値を用いたベクトル演算命令の生成も検証した。即値によるベクトル加算・減算命令の生成を図に示す。定数を指定して配列要素への加算を行うプログラムを入力することで即値による加算命令となる。

同様に即値を用いる論理演算命令についても *vandi* を図 5.8 に *vori* を図 5.9 に *vxori* を図 5.10 に示す。

即値によるベクトルシフト演算命令について、ベクトル論理左シフト命令である *vsll* を図 5.11 に示す。ベクトル算術右シフト命令である *vsra* を図 5.12 に示す。ベクトル論理右シフト命令である *vsrl* を図 5.13 に示す。ベクトル論理右シフト命令を出力するために C 言語で記述したプログラムないの演算対象の配列の型宣言を *int* 型から符号なし整数型である *unsigned int* に変更している。論理シフト演算は符号ビットが考慮されないシフト演算命令出るため、符号付き整数型である *int* 型から符号なし整数型である *unsigned int* に変更することによって論理シフト命令の生成を可能にしている。

5.2 課題

本研究ではベクトル拡張付き RISC-V の命令の内、プレディケートなしのベクトル算術・論理演算命令、即値によるシフト命令を実装している。

図 5.1 のアセンブリコードでもベクトルロード・ストア命令等の命令についてはベクトル拡張付き RISC-V のベクトルロード・ストア命令が生成できていない。ベクトル拡張付き RISC-V 命令の内、ベクトルロード・ストア命令、プレディケート付きベクトル演算命令、ベクトル制御命令について未実装である。これらの命令の実装には本研究で行ったように命令の実装のみならず、新たな

```

1  add:
2      lui  a3, 1
3      addi a3, a3, -100
4      add  a4, a2, a3
5      add  a5, a0, a3
6      add  a6, a1, a3
7      sltu a5, a2, a5
8      sltu a3, a0, a4
9      and  a3, a5, a3
10     sltu a5, a2, a6
11     sltu a4, a1, a4
12     and  a4, a5, a4
13     or   a3, a3, a4
14     mv   a6, zero
15     bnez a3, .LBB0_3
16     addi a6, zero, 996          #ベクトル処理対象の要素数を計算
17     mv   a7, a0
18     mv   a5, a1
19     mv   a3, a2
20     addi a4, zero, 996          #ループカウンタの設定
21 .LBB0_2:
22     vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu
23     vle32.v v25, (a7)          #ベクトルロード
24     vle32.v v26, (a5)          #ベクトルロード
25     vadd.w  v25, v26, v25       #ベクトル加算
26     vse32.v v25, (a3)          #ベクトルストア
27     addi a4, a4, -4             #ループカウンタをデクリメント
28     addi a3, a3, 16             #アドレス更新
29     addi a5, a5, 16             #アドレス更新
30     addi a7, a7, 16             #アドレス更新
31     bnez a4, .LBB0_2
32 .LBB0_3:
33     addi a4, a6, -999           #余りの要素数を計算
34     slli  a3, a6, 2             #処理済要素分のアドレス計算
35     add  a2, a2, a3             #アドレス更新
36     add  a1, a1, a3             #アドレス更新
37     add  a0, a0, a3             #アドレス更新
38 .LBB0_4:
39     lw   a6, 0(a0)              #ロード
40     lw   a5, 0(a1)              #ロード
41     mv   a3, a4                 #カウンタをセット
42     add  a4, a5, a6             #加算
43     sw   a4, 0(a2)              #ストア
44     addi a4, a3, 1              #カウンタをインクリメント
45     addi a2, a2, 4              #アドレス更新
46     addi a1, a1, 4              #アドレス更新
47     addi a0, a0, 4              #アドレス更新
48     bgeu  a4, a3, .LBB0_4       #余りがまだあったら再度計算
49     ret

```

図 5.2 生成されたアセンブリコード

<pre>#define N 999 void add(int a[], int b[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] - b[i]; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a7) vle32.v v26, (a5) vsub.w v25, v25, v26 vse32.v v25, (a3) addi a4, a4, -4 addi a3, a3, 16 addi a5, a5, 16 addi a7, a7, 16 bnez a4, .LBB0_2 [...]</pre>
--	---

図 5.3 vsub 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int b[], int c[]){ for (int i=0;i< N;i++){ c[i] = a[i] & b[i]; } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a7) vle32.v v26, (a5) vand.w v25, v26, v25 vse32.v v25, (a3) addi a4, a4, -4 addi a3, a3, 16 addi a5, a5, 16 addi a7, a7, 16 bnez a4, .LBB0_2 [...]</pre>
---	---

図 5.4 vand 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int b[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] b[i]; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2 vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a7) vle32.v v26, (a5) vor.w v25, v26, v25 vse32.v v25, (a3) addi a4, a4, -4 addi a3, a3, 16 addi a5, a5, 16 addi a7, a7, 16 bnez a4, .LBB0_2 [...]</pre>
--	--

図 5.5 vor 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int b[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] ^ b[i]; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a7) vle32.v v26, (a5) vxor.w v25, v26, v25 vse32.v v25, (a3) addi a4, a4, -4 addi a3, a3, 16 addi a5, a5, 16 addi a7, a7, 16 bnez a4, .LBB0_2 [...]</pre>
--	--

図 5.6 vxor 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] - 10; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a3) vsubi.w v25, v25, 10 vse32.v v25, (a4) addi a5, a5, -4 addi a4, a4, 16 addi a3, a3, 16 bnez a5, .LBB0_2 [...]</pre>
---	--

図 5.7 vsubi 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int c[]){ for (int i=0;i< N;i++){ { c[i] = a[i] & 0b1010; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a3) vandi.w v25, 10 vse32.v v25, (a4) addi a5, a5, -4 addi a4, a4, 16 addi a3, a3, 16 bnez a5, .LBB0_2 [...]</pre>
--	---

図 5.8 vandi 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] 0b1010; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a3) vori.w v25, 10 vse32.v v25, (a4) addi a5, a5, -4 addi a4, a4, 16 addi a3, a3, 16 bnez a5, .LBB0_2 [...]</pre>
---	---

図 5.9 vori 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] ^ 0b1010; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a3) vxori.w v25, 10 vse32.v v25, (a4) addi a5, a5, -4 addi a4, a4, 16 addi a3, a3, 16 bnez a5, .LBB0_2 [...]</pre>
---	--

図 5.10 vxori 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] << 2; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a3) vsll.w v25, v25, 2 vse32.v v25, (a4) addi a5, a5, -4 addi a4, a4, 16 addi a3, a3, 16 bnez a5, .LBB0_2 [...]</pre>
---	---

図 5.11 vsll 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(int a[], int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] >> 2; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a3) vsra.w v25, v25, 2 vse32.v v25, (a4) addi a5, a5, -4 addi a4, a4, 16 addi a3, a3, 16 bnez a5, .LBB0_2 [...]</pre>
---	---

図 5.12 vsra 命令の生成

<pre>#define N 999 void add(unsigned int a, unsigned int c[]){ for (int i=0;i<N;i++){ { c[i] = a[i] >> 2; } } }</pre>	<pre>[...] .LBB0_2: vsetivli zero, 4, e32, m1, ta, mu vle32.v v25, (a3) vsrl.w v25, v25, 2 vse32.v v25, (a4) addi a5, a5, -4 addi a4, a4, 16 addi a3, a3, 16 bnez a5, .LBB0_2 [...]</pre>
---	---

図 5.13 vsrl 命令の生成

レジスタの定義に加えて LLVM IR への変更が必要である。

新たなレジスタの定義についてだが、これは本研究で実装していないベクトル命令で用いられているプレディケートレジスタの定義が必要である。ベクトル拡張付き RISC-V ではプレディケートレジスタを用いたベクトル処理を行うことによってスケーラブルなベクトル拡張を実現している。そのためプレディケートレジスタが必須であるが RISC-V はプレディケートレジスタを有していない。そのため、新たにプレディケートレジスタを定義する必要がある。また、定義したプレディケートレジスタをそれを用いる命令のオペランドに割り当てられるようにするなど、命令とレジスタの定義のみでは実装が難しい。

また、LLVM による自動ベクトル化が行われた LLVM IR ではベクトル処理がベクトル演算の繰り返しと余りの要素の処理で行われているのに対して、ベクトル拡張付き RISC-V ではプレディケートレジスタを用いたベクトル処理を行っており、余りの要素の処理はプレディケートレジスタを用いた計算を行っている。そのため、現在の LLVM IR からベクトル拡張付き RISC-V のプレディケートレジスタを用いる命令を効果的に生成することができないため、ベクトル化された LLVM IR について変更が必要である。現在の LLVM IR におけるベクトル処理は、ベクトル演算の繰り返しと逐次処理によって配列演算等を行っている。しかし、ベクトル拡張付き RISC-V ではプレディケートレジスタを用いたベクトル演算のみで配列演算を行っているため、ベクトル化 LLVM IR をベクトル演算のみの状態で自動で生成できるように変更が必要である。

本研究では、機能の再利用のしやすさや自動ベクトル化機能を有していることから、LLVM を用いてベクトル拡張付き RISC-V の命令コード生成を行った。しかし、LLVM の他にもオープンソースのコンパイラとして GCC がある。GCC でも自動ベクトル化を行うことは可能なため、LLVM のみならず GCC 等のコンパイラにおいてもベクトル拡張付き RISC-V の命令生成を行うことも課題として挙げられる。

第6章 おわりに

本論文では、スケーラブルなベクトル処理を実現したベクトル拡張付き RISC-V 向けのアセンブリコードを得るための手法について検討した。

まずベクトル拡張付き RISC-V プロセッサ、ベクトル拡張付き RISC-V の概要について確認し、コンパイラ基盤である LLVM におけるコード生成について確認した。

LLVM では入力ソースコードを LLVM 独自の間接表現である LLVM IR に変換し、LLVM IR から SelectionDAG、MachineCode、MCLayer を経てアセンブリコードを生成した。LLVM は機能の再利用ができるため、実装済みの RISC-V 向けのコンパイラ機能を再利用してベクトル拡張付き RISC-V のアセンブリコードの生成を試みた。

また、LLVM では入力ソースコードにおける繰り返し処理をベクトル化された LLVM IR に変換する自動ベクトル化機能を持っている。ベクトル化された LLVM IR ではベクトル演算の繰り返しと余剰要素の演算によるベクトル処理を行っている。

LLVM バックエンドではドメイン固有言語である TableGen によって命令やレジスタの情報が定義され、その定義に従ってアセンブリコードなどの生成が行われるため、ベクトル拡張付き RISC-V の命令を LLVM の RISC-V 向けバックエンドに定義した。ベクトル拡張付き RISC-V の命令の内、プレディケートレジスタを用いないベクトル命令としてベクトル算術論理演算命令である `vadd`, `vsub`, `vand`, `vor`, `vxor` と即値による演算命令である `vaddi`, `vsubi`, `vandi`, `vori`, `vxori`, `vsl`, `vsra`, `vsrl` を実装した。

また、実装した命令のアセンブリコードが正しく生成されるかを実際に配列加算等の命令を入力として生成を検証し、実装を行ったベクトル演算命令について生成を確認した。

今後の課題としては、現時点では未実装である命令の実装を行い、得られたアセンブリコードが動作可能であるかを検証することが挙げられる。

謝 辞

本研究の機会を与えていただき，また，日頃から貴重な御意見，御指導いただいた，大津 金光教授，横田 隆史教授，小島 駿助教に深く感謝致します．そして，本研究において多大な御力添えを頂いた，研究室の方々に感謝致します．

参考文献

- [1] 三好健文: “FPGA 向けの高位合成言語と処理系の研究動向,” コンピュータソフトウェア. Vol.30, No.1, pp.76-84, 2013.
- [2] 独立行政法人情報処理推進機構 社会基盤センター: “2020 年度組込み/IoT 産業の動向把握等に関する調査,” 2021.
- [3] デイビッド・A・パターソン, ジョン・L・ヘネシー著 成田 光彰 訳: “コンピュータの構成と設計 第 5 版,” 日経 BP 社. 2017.
- [4] Andrew Waterman, Krste Asanovi: “The RISC-V Instruction Set Manual Volume I: Unprivileged ISA, Document Version 2.2,” 2017.
- [5] Yoshiki Kimura, et al: “Proposal of Scalable Vector Instruction Set for Embedded RISC-V Processor,” Proc. 2019 Seventh International Symposium on Computing and Networking Workshops (CANDARW), Vol.1, pp.435-439, 2019.
- [6] Nigel Stephens, et al: “The ARM Scalable Vector Extension,” IEEE Micro, Vol.37, No.2, pp.26-39, 2017.
- [7] Chris Lattner, Vikram Adve: “LLVM: A Compilation Framework for Lifelong Program Analysis Transformation,” Proc. 2004 International Symposium on Code Generation and Optimization (CGO '04), pp.75-86, 2004.
- [8] デイビッド・パターソン (著), アンドリュー・ウォーターマン (著), 成田 光彰 (訳): “RISC-V 原典オープンアーキテクチャのススメ,” 日経 BP 社, 2018.
- [9] 平石康祐, 橋本瑛大, 大津金光, 大川猛, 横田隆史: “SIMD 拡張ソフトコアプロセッサのための効率的なメモリシステムの検討,” 情報処理学会第 80 回全国大会講演論文集, Vol.1, pp.115-116, 2018.
- [10] 平馬路 徹: “車載組込みシステムにおける AI 実装,” 電子情報通信学会誌, Vol.103, No.5, pp.535-542, 2020.