

プロセッサ設計演習

ウ ン ク ア ン イ ー
九州大学 工学部 電気情報工学科 4 年

2021 年 06 月 23 日

1 はじめに

現代のマイクロプロセッサの動作原理を理解することを目的とし、基礎である命令パイプライン構造を持つプロセッサを設計・実装した。プロセッサの設計・実装は、Verilog-HDL というハードウェア記述言語を用いて行った。更に、プロセッサの最大遅延時間と面積を削減するために、分岐予測を導入して、パイプラインの各ステージの役割分担を見直した。分岐予測の導入によって、テストプログラムの実行クロックサイクル数が (数字を入れる) 減少した。パイプラインの各ステージの役割分担の見直しによって、ボトルネックとなるステージの処理が他のステージに行われるようにすることで、最大遅延時間が (数字を入れる) 減少した。

本稿では、第 2 章でプロセッサの仕様について述べる。第 3 章で、プロセッサの機能検証の方法について説明し、第 4 章で、プロセッサの性能評価と論理合成の結果を示す。第 5 章で、プロセッサの性能改善方法として、分岐予測とクリティカルパスの短縮について述べる。最後に、第 6 章でまとめを行う。

2 プロセッサの仕様

2.1 外部インターフェース

図 1 にプロセッサの外部インターフェースを示す。信号線名の後ろに # が記述されている信号線は負論理であり、# が記述されていない信号線は正論理であることを示している。

図 1 にあるそれぞれの信号線の説明は以下の通りである。

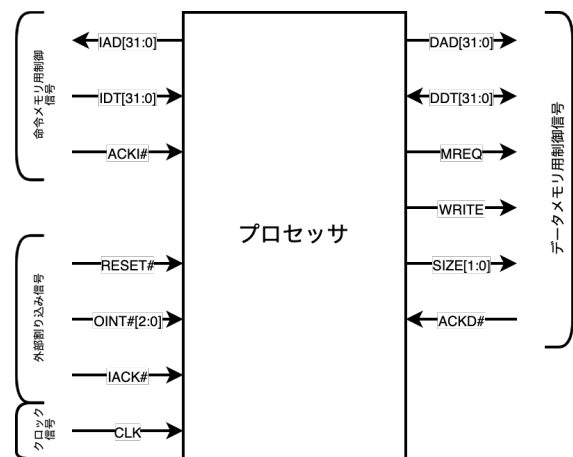


図 1: プロセッサの外部インターフェース

- IAD (Instruction Address Bus)
命令メモリへの 32 [bit] のアクセスアドレスパス。
- IDT (Instruction Data Bus)
命令メモリからの 32 [bit] のデータパス。
- ACKI# (ACKnowledge from Instruction memory)
命令メモリへのアクセスに対するアクノリッジ信号。命令メモリにアクセスして、この信号がインアクティブであれば、読み出し・書き込みが完了していないことを意味する。
- RESET#
リセット信号。
- OINT#
外部からの割り込みを示す信号。外部からの割り込みがあった時に、対応するビットがアクティブになる。
- IACK# (Interrupt ACKnowledge)

外部の割り込みを処理している時にアクティブになる信号。

- CLK (CLOCK)
クロック信号
- DAD (Data ADDRESS bus)
データメモリへの 32 [bit] のアクセスアドレスパス。
- DDT (Data DATA bus)
データメモリからの 32 [bit] のデータパス。
- MREQ
データメモリに対するアクセス (読み出し・書き込み) をリクエストするための信号。データメモリへアクセスする前にリクエスト信号をアクティブにする必要がある。
- WRITE
データメモリへの書き込みをリクエストする信号。データメモリにデータを書き込む時にこの信号をアクティブにする必要がある。
- SIZE
データメモリへのアクセスサイズを示す。
 - word アクセス: SIZE = 00
 - halfword アクセス: SIZE = 01
 - byte アクセス: SIZE = 10
- ACKD# (ACKnowledge from Data memory)
データメモリへのアクセスに対するアクノリッジ信号。データメモリにアクセスして、この信号がインアクティブであれば、読み出し・書き込みが完了していないことを意味する。

命令メモリとデータメモリはシミュレーション環境で用意されているため、プロセッサの中に実装しない。ただし、メモリはリトルエンディアン方式を採用する。メモリのアドレスは 1 [byte] ごとに振り分けられ、1 つのアドレスに 32 [bit] のデータを保持することができる。

また、シミュレーション環境において、外部からの割り込みが発生しないため、OINT 入力信号の処理と、IACK 出力信号への出力を行わない。

2.2 命令セット

設計したプロセッサがサポートしている命令の一覧は表 1 に示している。この命令セットは、RISC-V 32I 命令セットの一部である。RISC-V 32I にあり、このプロセッサがサポートしていない命令は、fence, fence.i, sfence.vma, ebreak, uret, sret, wfi である。機能検証と性能評価のプログラムでは、フェンスを使うことがないので、fence, fence.i, sfence.vma を実装しない。また、今回のプロセッサは、デバッグ、ユーザモード、スーパーバイザモード、外部割り込みをサポートしていないため、ebreak, uret, sret, wfi を実装しない。

2.3 例外・割り込み処理

このプロセッサが対応している例外・割り込み処理を優先順位の高い順に以下に示す。

1. リセット
2. 不正命令
3. 命令アクセス・ミスアライメント
4. ECALL 命令

2.4 パイプライン処理

今回設計したプロセッサは、1 つの命令を 5 つのパイプラインステージに分けて、実行される。それぞれのステージの名前と役割は以下の通りである。

1. IF ステージ
次に実行する命令を命令メモリから読み出す。
2. ID ステージ
命令を解釈して、EX ステージで行われる演算に必要な入力を用意する。
3. EX ステージ
命令で必要な演算を行う。
4. MEM ステージ
データメモリへのアクセス (読み出し・書き込み) を行う。
5. WB ステージ
汎用レジスタへデータを書き込む。

命令	内容	形式	命令	内容	形式
lui	load upper immediate	U	add	add	R
auipc	add upper immediate to pc	U	sub	sub	R
jal	jump and link	J	sll	shift left logical	R
jalr	jump and link register	J	slt	set less than	R
beq	branch equal	B	sltu	set less than unsigned	R
bne	branch not equal	B	xor	exclusive or	R
blt	branch less than	B	srl	shift right logical	R
bge	branch greater than or equal	B	sra	shift right arithmetic	R
bltu	branch less than unsigned	B	or	or	R
bgeu	branch greater than or equal unsigned	B	and	and	R
lb	load byte	I	ecall	environment call	I
lh	load halfword	I	csrrw	csr read and write	I
lw	load word	I	csrrs	csr read and set	I
lbu	load byte unsigned	I	csrrc	csr read and clear	I
lhu	load halfword unsigned	I	csrrwi	csr read and write immediate	I
sb	store byte	S	csrrsi	csr read and set immediate	I
sh	store halfword	S	csrrci	csr read and clear immediate	I
sw	store word	S	mret	machine-mode exception return	R
addi	add immediate	I			
slti	set less than immediate	I			
sltiu	set less than immediate unsigned	I			
xori	exclusive or immediate	I			
ori	or immediate	I			
andi	and immediate	I			
slli	shift left logical immediate	I			
srli	shift right logical immediate	I			
srai	shift right arithmetic immediate	I			

表 1: 命令セット

2.5 データハザードとその解決法

パイプライン処理では、異なるステージにおいて、異なる命令が実行されている。これにより、パイプライン処理をしない場合と異なる結果が得られることがある。その原因の 1 つはデータハザードである。この章では、データハザードの 1 種である RAW (Read After Write) ハザードについて説明してから、今回のプロセッサ設計に採用された解決法について述べる。

2 つの命令の間にデータ依存性が存在する時に、先に実行される命令が汎用レジスタを更新する前に、後で実行される命令が同じレジスタの古い値を読み出してしまうことがある。これによって、正確な演算結果を得ることができない。この現象を、RAW (Read After Write) ハザードという。以下、RAW ハザード

が発生する場合を記述する。

1. 命令 m はレジスタ x_n を更新し、命令 $m + 1$ はレジスタ x_n の値を用いた演算を行う場合。
2. 命令 m はレジスタ x_n を更新し、命令 $m + 2$ はレジスタ x_n の値を用いた演算を行う場合。

RAW ハザードを解決するために、データフォワードリングとパイプラインストールの 2 つの方法がある。

2.5.1 データフォワードリング

データフォワードリングとは、EX (または、MEM) ステージにある命令 m の演算結果を ID (または、

レジスタ x_n を更新する命令	レジスタ x_n を用いる命令	解決法
ロード命令以外	ストア命令	データフォワーディング (EX/MEM \rightarrow ID)
ロード命令以外	ストア命令以外	データフォワーディング (EX/MEM \rightarrow ID)
ロード命令	ストア命令	データフォワーディング (MEM \rightarrow EX)
ロード命令	ストア命令以外	パイプラインストール

表 2: RAW ハザードに関わる命令とその解決法

EX) ステージにある命令 $m+1$ (または, 命令 $m+2$) に渡し, 命令 $m+1$ (または, 命令 $m+2$) の EX (または, MEM) ステージで使用方法である. この時に, 命令 $m+1$ (または, 命令 $m+2$) はレジスタ x_n の最新値を用いて演算を行うため, 正確な結果が得られる.

データフォワーディングによって, 上記の RAW ハザードが発生する場合の中で, 命令 m がロード命令以外の場合の対処ができる. データフォワーディングで解決できなかった場合は, パイプラインストールを用いる.

2.5.2 パイプラインストール

パイプラインストールとは, パイプラインの各ステージにある命令を次のステージに進まないようにする方法である. データフォワーディングに必要なデータが用意できるまでに, それ以降の命令を待たせる.

パイプラインストールによって, データフォワーディングが解決できる状況が作られるため, RAW ハザードが解決できる.

RAW ハザードが発生する状況とその解決法を表 2 にまとめる.

2.6 制御ハザードとその解決法

パイプライン処理が, パイプライン処理をしない場合と異なる結果が得られる原因のもう 1 つは制御ハザードである. この章では, 分岐命令による制御ハザードについて説明してから, 今回のプロセッサの設計で採用した解決法について述べる.

分岐命令が存在する時に, その命令の分岐結果によって次に実行する命令が決まる. パイプライン処

理をしない場合, 分岐命令の実行を注意する必要はないが, 今回の 5 段パイプライン処理では, 分岐命令の分岐結果が EX ステージにならないと判明されない. それに, 分岐命令の後に続く命令がすでにパイプラインの IF ステージと ID ステージにおいて実行されている. そこで, 分岐結果が「分岐しない」ならば, 問題なく命令の実行を続けることができる. しかし, 分岐結果が「分岐する」ならば, IF ステージと ID ステージにある命令は実行してはいけない. IF ステージと ID ステージの命令を実行してしまったら, プログラムの実行結果が正しくなくなる.

2.6.1 パイプラインストール

パイプライン処理で, 分岐命令がある時に, IF ステージと ID ステージにある命令を実行しない方法の 1 つとしてパイプラインストールがある. 分岐命令の分岐結果が判明されるまでに, 分岐命令の後に続く命令がパイプラインに入らないように, パイプラインをストールする方法である. そして, 分岐結果が分かってから, パイプラインストールを解除し, 分岐結果を元に選んだ次の命令をフェッチし, 分岐命令以降の命令の実行を再開する. しかし, パイプラインストールを採用すれば, 分岐命令がある度に, 2 つのクロックサイクルが無駄になってしまう. パイプラインストールよりクロックサイクルの無駄が少ない方法があるので, パイプラインストールを採用しなかった.

2.6.2 パイプラインフラッシュ

パイプラインストールの他に, パイプラインフラッシュによって制御ハザードを解決する方法がある. 分岐命令に続く命令がプロセッサの内部状態 (メモ

リと汎用レジスタ) に対する変更を無効化することを「パイプラインをフラッシュする」という。例えば、分岐命令の分岐結果が「分岐する」であっても、IF ステージと ID ステージにある命令の実行を続ける。ただし、それらの命令がメモリと汎用レジスタに対する書き込みを無効化した状態の元で、実行を続行する。その結果、分岐結果が「分岐しない」場合では、クロックサイクルの無駄なく、分岐命令に続く命令がそのまま実行されていく。しかし、分岐結果が「分岐する」場合では、2つのクロックサイクルが無駄になってしまう。パイプラインストールと比べたら、分岐によるクロックサイクル数の無駄が少ないため、今回の設計にパイプラインフラッシュを採用した。

2.7 プロセッサの名前

3 プロセッサの機能検証

今回設計したプロセッサの機能検証を行うために、表 3 にあるプログラムが用意された。また、機能検証は Verilog-HDL で記述したプロセッサに対して、論理シミュレーター xmvverilog と波形ツール SimVision を用いて、シミュレーションを行った。テストプログラムが正しく実行され、正確な出力が得られたことを確認した。

4 プロセッサの性能評価と論理合成

設計したプロセッサの性能を、プログラム実行のクロックサイクル数、最小動作クロック周期、面積、と消費電力という面で評価する。

4.1 評価方法

MiBench ベンチマークプログラムを用いて、プログラム実行のクロックサイクル数を求めた。MiBench の中に、stringsearch, bitcnts, dijkstra といったプログラムが含まれている。次に、論理合成ツール Design Compiler を用いて、論理合成を行い、最小動作クロック周期、面積、と消費電力を測定した。最小動作クロック周期の求め方について説明する。

1. タイミング制約を $10[ns]$ と設定して論理合成を行い、論理合成の結果にある slack (与えたタイミング制約と最大遅延時間との差) が正であることを確認する。
2. タイミング制約を $9[ns], 8[ns], \dots$ のように $1[ns]$ ずつ下げ、slack が負になるタイミング制約を見つける。

例えば、タイミング制約を $5[ns]$ に設定した時に slack が負になったら、作成したプロセッサの最小動作クロック周期は $6[ns]$ になる。

テストプログラム	言語	プログラム内容
load	アセンブリ	ロード命令の動作検証
store	アセンブリ	ストア命令の動作検証
p2	アセンブリ	演算と分岐命令の動作検証
trap	アセンブリ	命令の動作検証
hello	C	Hello World! をコンソールに表示するプログラム
napier	C	Napier's Constant, e の値を 64 桁の精度で計算するプログラム
pi	C	π の値を 64 桁の精度で計算するプログラム
prime	C	2 を含め、40 個の素数を昇順に見つけるプログラム
bubblesort	C	100 個の整数を Bubble Sort でソートするプログラム
insertsort	C	100 個の整数を Insert Sort でソートするプログラム
quicksort	C	100 個の整数を Quick Sort でソートするプログラム

表 3: 機能検証用テストプログラム

4.2 評価結果

各ベンチマークプログラムの実行に必要なクロックサイクル数を表 4 に示す。また、プロセッサの最小動作クロック周期、面積、と消費電力の測定結果を表 5 に示す。

ベンチマークプログラム	クロックサイクル数
stringsearch	10594
bitcnts	56040
dijkstra	4079473

表 4: ベンチマークプログラムの実行クロックサイクル数

最小動作クロック周期 [ns]	面積 [μm^2]	消費電力 [mW]
6	357534.722794	7.5732

表 5: 論理合成の結果

5 プロセッサの性能改善方法と評価

プロセッサの速度性能面を向上する方法の 1 つは、プログラムの実行時間を短くすること。プロセッサによるプログラムの実行時間は式 1 で求められる。式 1 より、プログラムの実行クロックサイクル数、または、プログラムの動作クロック周期、または、両方も減らしたら、プログラムの実行時間が短くなることが分かる。

プログラムの実行時間

$$= \text{プログラムの実行クロックサイクル数} \quad (1) \\ \times \text{プロセッサの動作クロック周期}$$

今回設計したプロセッサのプログラムの実行クロックサイクル数を減少させるために、動的分岐予測を導入した。動的分岐予測の詳細については、5.1 章で述べる。

分岐予測を実装した後、プログラムの実行クロックサイクル数を、平均的に 0.794 倍で減らすことができたが、プロセッサの最小動作クロック周期が 6[ns] から 9[ns] までに増加してしまった。分岐予測実装前と実装後のプロセッサを比較した時に、分岐予測を実装する前のプロセッサの方が、プログラムの実行時間が短いことが分かった。そこで、論理合成の結果を元に、クリティカルパスの短縮を試みた。ク

リティカルパスの短縮方法については、5.2 章で述べる。

5.1 動的分岐予測

プロセッサが動的分岐予測機能をもっているなら、分岐が原因でパイプラインがフラッシュされた時に失われるクロックサイクル数を減らすことができる。この章では、今回の設計において動的分岐予測の実装方法と評価結果について述べる。

5.1.1 分岐予測の対象命令

分岐予測の対象命令を、無条件分岐命令と条件付き分岐命令 (それぞれ表 1 にある J 形式と B 形式の命令) とする。無条件分岐命令は必ず分岐するので、条件付き分岐命令よりも予測しやすいため、分岐予測の対象に含めることにした。

5.1.2 予測方法

無条件分岐命令と条件付き分岐命令の予測しやすさに違いがあるため、命令ごとに予測できるローカル予測器を採用した。実装では、エン트리数が 32 の参照テーブル (図 2) を用意した。命令の下位 2 ビットは常に 00 であるため、参照テーブルのエントリーは、対象命令の 6 ビット目から 2 ビット目までの値で指定する。そして、1 つのエントリーに 2[bit] の状態信号と 32[bit] の分岐先アドレスを保持する。状態信号の値と分岐方向の予測を表 6 に示す。

状態信号	分岐方向の予測
00 (STRONG_NOT_TAKE)	分岐しない
01 (WEAK_NOT_TAKE)	分岐しない
10 (WEAK_TAKE)	分岐する
11 (STRONG_TAKE)	分岐する

表 6: 予測器の状態信号と分岐方向の予測

命令メモリからフェッチした命令が予測の対象命令である時に、参照テーブルのエントリーの状態信号と分岐先アドレスを元に、分岐方向と分岐先アドレスをそれぞれ予測する。また、予測の対象命令ではない時に、「分岐しない」と予測する。

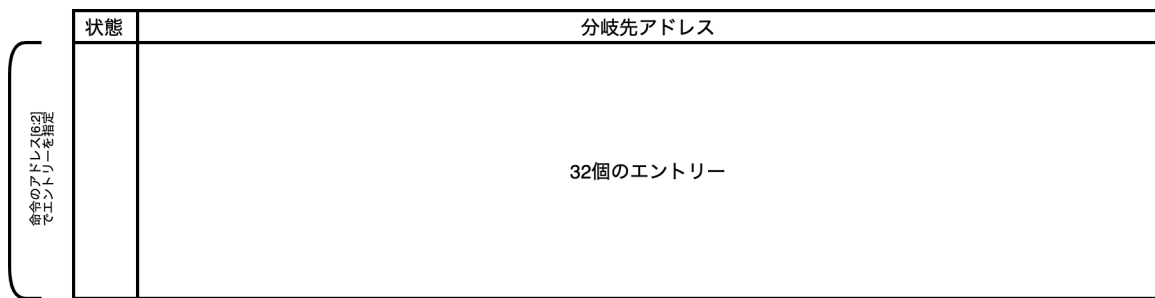


図 2: 予測器の参照テーブル

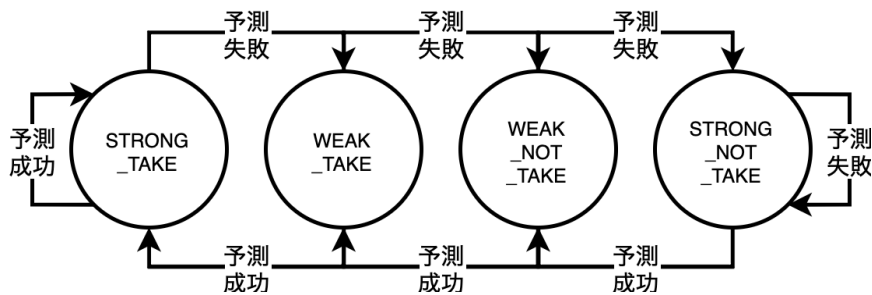


図 3: 2[bit] 予測器: 状態遷移図

5.1.3 予測が間違えた時の処理

分岐方向の予測, または分岐先アドレスの予測が間違えた場合, PC を ALU で計算された正しい分岐先アドレスへと更新し, 予測器の参照テーブルの更新を行う. 参照テーブルの該当エントリーに対して, 状態信号の更新を図 3 のように行い, 分岐先アドレスを ALU で計算された分岐先アドレスへ更新する.

5.1.4 分岐予測の評価と論理合成

エントリー数が 32 個の参照テーブルをもつ分岐予測器を, MiBench ベンチマークプログラムで実行クロックサイクル数とミス率を測定し, 論理合成を行った. 実行クロックサイクル数の結果を表 7 に, ミス率の結果を表 8 に, 論理合成の結果を表 9 にまとめる.

参照テーブルのエントリー数を変化させて評価を行ったが, 32 個以上の参照テーブルをもつ場合の論理合成にかかる時間が長かったため, 32 個のエントリーを選んだ.

5.1.5 更に改善できる点

今回の分岐予測の参照テーブルの実装方法であれば, シミュレーション上でしか, 正確な結果, または, 報告した通りの性能向上が出せない可能性がある. シミュレーションの環境において, あるエントリーの状態信号が初期化されていない時, その信号は 00, 01, 10, 11 のどれでもなく, xx である. ただし, Verilog-HDL で 2[bit] の条件文をもつ case 分を使えば, default で xx の信号に対する処理ができる. 今回の実装において, この case 分の default で予測を WEAK_NOT_TAKEN と出力するように記

ベンチマークプログラム	クロックサイクル数 (分岐予測実装前)	クロックサイクル数 (分岐予測実装後)
stringsearch	10594	6966
bitcnts	56040	44680
dijkstra	4079473	3048011

表 7: 分岐予測実装前後のプログラム実行クロックサイクル数

ベンチマークプログラム	分岐予測対象命令数	予測失敗命令数	予測失敗率 [%]
stringsearch	2113	131	6.20
bitcnts	9930	690	6.95
dijkstra	869932	12886	1.48

表 8: 分岐予測の予測失敗率

述している。しかし、実機では `xx` の信号が存在しないため、この実装が実機上どんな動作をするかわからない。エンタリー数が 32 個以上の参照テーブルを実装すれば、参照テーブルがメモリとして論理合成され、プロセッサのリセット時に全てのエンタリーを 0 にリセットすることが現実的ではなくなる。そのため、参照テーブルの実装方法を変えるか、参照テーブルを使わない実装方法に変える必要がある。

5.2 クリティカルパスの短縮

論理合成の結果から、クリティカルパスが EX ステージにあることが分かった。そのクリティカルパスが以下の通りである。

ID/EX パイプラインレジスタ
 →ALU の入力の用意
 →ALU における演算
 →分岐の判断
 →パイプラインフラッシュの判断
 →ID/EX パイプラインレジスタ

上記のクリティカルパスを短縮するために、以下のことを行った。

1. ALU の入力の用意を ID ステージで行う (5.2.1 章)
2. パイプラインフラッシュのタイミングの後回し (5.2.2 章)

5.2.1 ALU の入力の用意を ID ステージで行う

EX ステージで演算を行う前に、以下の入力を用意する必要がある。

1. ALU に対して演算の種類を指定する制御信号
2. ALU の演算対象となる 2 つの 32[bit] の信号

3. 比較専用 ALU に対して比較の種類を指定する制御信号
4. 比較専用 ALU の比較対象となる 2 つの 32[bit] の信号

論理合成の結果から、信号が生成されるまでに必要な時間からみた時に、信号 2 と 信号 4 がボトルネックになっていた。これを改善するために、信号 2 と 信号 4 の生成回路を ID ステージに移動させた。その結果、プロセッサの最小動作クロック周期を 9[ns] から 8[ns] まで減らすことができた。それでも、プログラムの実行時間の性能が、分岐予測を導入する前に劣っているため、次の改善を実施した。

5.2.2 パイプラインフラッシュのタイミングの後回し

実装していたパイプラインフラッシュの回路では、プログラムの実行の中で分岐が起きた時に、パイプラインレジスタではなく、IF ステージと ID ステージのフラッシュをステージ内で行っていた。これにより、EX ステージに分岐命令がある場合、ID ステージの命令がデータメモリと汎用レジスタに対する書き込み信号の生成タイミングは分岐結果が出た後のタイミングになってしまう。分岐結果が分かるまでに ID ステージは待たないといけないため、無駄な時間が生じてしまう。

これを改善するために、パイプラインのフラッシュをステージ内ではなく、パイプラインレジスタで行うようにした。改善後の回路では、例えば ID ステージで「データメモリに対して書き込む」信号が生成されても、EX ステージの分岐結果が「分岐する」となったら、その信号が ID と EX 間のパイプラインレジスタに保存される前に、「データメモリに対して書き込まない」と無効化される。この改善によってクリティカルパスが短くなり、プロセッサの最小動作クロック周期を 8[ns] から 5[ns] まで減らすことができた。改善によって得られたクロック周期は分

岐予測導入前の 6[ns] よりも短くなったので, 分岐予測機能を今回のプロセッサの設計に導入してもいいと判断した.

5.2.3 クリティカルパスの短縮後の論理合成

クリティカルパスの短縮を行った後の性能評価の結果を表 9 にまとめた. クリティカルパスの短縮により, 分岐予測の実装によって 9[ns] までに増えたクロック周期を 5[ns] へと減少させることができた.

5.2.4 更に改善できる点

6 まとめ

まとめの内容

[2] [1]

参考文献

- [1] John L. Hennessy and David A. Patterson. *Computer Architecture A Quantitative Approach*. Katey Birtcher, 6 edition, 2019.
- [2] David Patterson and Andrew Waterman. RISC-V 原典オープン・アーキテクチャのススメ. 安達功, 11 2018.

プロセッサ	最小動作クロック周期 [ns]	面積 [μm^2]	消費電力 [mW]
分岐予測実装前	6	357534.7228	7.5732
分岐予測実装後	9	936675.8334	10.6318
クリティカルパス短縮後	5	764805.1213	15.3567

表 9: 性能改善前後の論理合成の結果