動的タイム・ボローイングを可能にするクロッキング方式

吉田 宗史[†] 広畑 壮一郎[††] 倉田 成己[†]
五島 正裕[†] 坂井 修一[†]

半導体プロセスの微細化に伴う回路遅延のばらつきの増加が，回路設計における大きな問題となりつつある．ばらつきが増大していくと，従来のワースト・ケースに基づいた設計手法は悲観的になりすぎる．そのため，ワースト・ケースより実際に近い遅延に基づいた動作を実現する手法が提案されている．我々は動的なばらつき対策手法としてのタイミング・フォールト検出を二相ラッチ方式に組み合わせることによって実現される，動的タイム・ボローイングを可能にするクロッキング方式を提案する。本手法によって、動作時にステージ間で回路遅延を融通し，遅延の大きなステージが連続した時にのみタイミング・フォールトを検出することができる．これにより，実効遅延に近い速度で動作させることが可能になる．本稿では，提案手法を適用した簡単な回路を FPGA に実装し，従来手法との評価を行う．従来の単相 FF 方式と比べて最大 2 倍の動作周波数の向上を達成できる．

A Clocking Scheme Enabling Dynamic Time Borrowing

SHUJI YOSHIDA,[†] SOICHIRO HIROHATA,[††] NARUKI KURATA,[†]
MASAHIRO GOSHIMA[†] and SHUICHI SAKAI [†]

As the feature size of LSI becomes smaller, random variability of each element becomes more influential. The variability of elements decreases the yield, and makes conventional design based on worst-case estimation too pessimistic. Recently, many measures against this variability problem are proposed. We propose a clocking scheme enabling dynamic time borrowing by applying dynamic timing-fault detection in two-phase latch system. Our clocking scheme can borrow time from neighboring stage when chips are driven and allow the accumulation of delay, which means no faults are reported until the accumulation of delay violates the limited bounds. In this paper, we apply our clocking scheme to a simple circuit and implement this circuit on FPGA. Compared with a conventional scheme using 1-phase flip-flops, evaluation shows that our clocking scheme can double the frequency.

1. はじめに

半導体プロセスの微細化に伴って，素子遅延の**ばらつき**が大きな問題となりつつある[1)]．ここで特に問題とされているのは，チップ間に跨るシステマティックなばらつきではなく，チップ内のランダムなばらつきである．これは，トランジスタや配線のサイズが原子のサイズに近づくために生ずる本質的な問題であり，原理的に避けえない．

ばらつきが増大していくと，従来の**ワースト値**に基づいた設計手法は悲観的になりすぎる．微細化が進むにつれて，ばらつきの増大により，平均値とワースト値の差は広がっていく．その結果，LSI の設計上の動作速度が向上しなくなってしまうことも考えられる．

そのため，ワースト・ケースより実際に近い遅延に基づいた動作を実現する手法が提案されている．設計段階において遅延のばらつきを統計的に扱う **SSTA**（Statistic Static Timing Analysis：統計的静的タイミング解析）[2)] などもその一例である．SSTA によれば，ワースト・ケースほど悲観的ではない遅延見積もりを行うことができる．

動的タイミング・フォールト検出・回復

SSTA のように，設計時に用いられる手法は，静的な方法ということができる．それに対して，動作時にタイミング・フォールトを検出し回復する手法は，動的な方法ということができる．

タイミング・フォールト（以下，**TF** と略す）は，遅延の動的な変化によって設計者の意図とは異なる動作が引き起こされる過渡故障である．想定した動作条件内のワースト・ケースでも動作するように設計するのがワースト・ケース設計であるので，そのように設計・製造された LSI では，原則 TF は発生しない．実際に TF が起こるのは，想定した動作条件を外れた場合，例えば，冷却ファンや温度センサの故障による熱暴走を起こした場合などに限られる．

† 東京大学 大学院 情報理工学系研究科
Graduate School of Information Science and Technology, The University of Tokyo
†† 東京大学 工学部 電子情報工学科
EEIC Engineering Department, The University of Tokyo

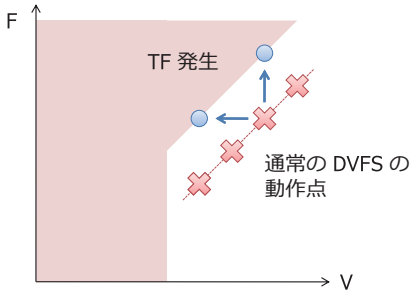

図 1 Razor と DVFS の組み合わせによる V/F の改善

2.2.4 項で詳しく述べるが，**Razor**[3)~5)] は，TF を検出する機能を持つ．このような回路に **DVFS** (Dynamic Voltage and Frequency Scaling) を組み合わせると，見積もりではない，実際の遅延に応じた動作を実現することができる．**図 1** にその様子を示す．**V**（Voltage：電源電圧）を下げる，または，**F**（Frequency：動作周波数）を上げると，回路はいずれ TF を生じ，検出される．検出直前の V–F が，見積もりではない，そのチップのその時の動作環境における実際の遅延に応じた V–F である．後は，TF が頻発しないように V–F を調整すればよい．

既存手法の限界

しかし，このような TF 検出手法は実際には，プロセスばらつきに対する直接的な解法にはなっていない．

クリティカル・パスが活性化される確率が 1/100 程度である[6)] とすると，クリティカル・パスの遅延より V–F を改善することは現実的ではない．クリティカル・パスの遅延以上に V–F を改善すると，100 サイクルに 1 回は TF を生じ，回復のペナルティを被るからである．

ここで，クリティカル・パスの遅延にはプロセスばらつきの影響が含まれていることに注意されたい．チップ内の各クリティカル・パスの遅延はランダムばらつきにより増減するが，チップの V–F は最も増大した遅延によって決まるのである．

結局，TF 検出手法の効果とは，DVFS の V–F を決める際のマージンを削減することということができる．

本稿の提案

大数の法則が示すように，あるパスを構成するゲート段数が増加していくと，パスの遅延は構成する個々のゲートのティピカル遅延の総和に近づく．すなわち，**パスが十分に多段であれば，ばらつきの影響は無視できるようになる**のである．

本稿で提案するのは，端的に言えば，TF 検出と二相ラッチを組み合わせたクロッキングの方式である．このことにより，**動的タイム・ボローイング**が可能になる．後で詳しく述べるが，従来からある二相ラッチ方式で可能になるタイム・ボローイングは，言わば**静的タイム・ボローイング**と呼べるもので，設計時にステージ間で回路遅延を融通する．融通される回路遅延は，ワースト遅延である．それに対して，本手法で可能になる動的タイム・ボローイングは，動作時に，ステージ間で回路遅延を融通することができる．しかも，融通される遅延は，ワースト遅延ではなく，実効遅延である．

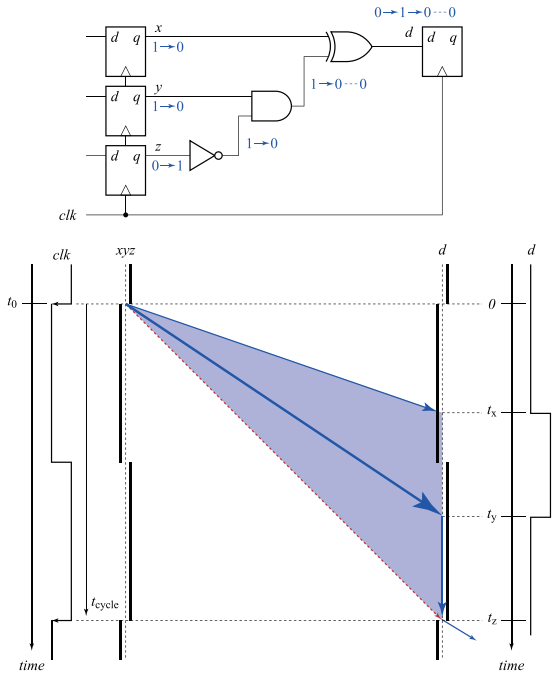

図 2 タイミング・ダイアグラムと実効遅延

動的タイム・ボローイングの結果，複数ステージ間に渡る多段のパスが形成され，プロセスばらつきの影響が軽減される．さらに，ワースト遅延ではなく，ワースト遅延より大幅に短い実効遅延に基づく動作が可能となる．その最高動作周波数は，TF の検出限界によって決まり，それは従来のクロッキング方式の 2 倍になる．

以下，2 章では，今回特に考慮するばらつきである入力ばらつきについて取り上げ，実際の回路遅延は実効遅延で決定されることを示し，さらに様々な既存のクロッキング方式のタイミング制約を述べたうえで，そのばらつき耐性について議論を進める．3 章で提案手法の構成・動作を示す．4 章では，比較的簡単な回路ではあるが，提案手法を適用した結果，実際に 2 倍の動作周波数を実現できることを示す．5 章では提案手法の関連研究について述べる．

2. 入力ばらつきと既存のクロッキング方式

本章では，入力ばらつきと既存のクロッキング方式について述べる．

2.1 タイミング・ダイアグラムと 入力ばらつき

図2（上）の回路において，信号が伝わる様子を同図（下）に示す．このチャートを我々は，**タイミング・ダイアグラム**（以下，**t-diagram** と略す）と呼んでいる．通常のタイム・チャートが論理値-時間の 2 次元を持つに対して，t-diagram は時間-空間の 2 次元を持つ．

通常のタイム・チャートでは，右方向が時間を，上下方向が論理値を表す．タイム・チャートは，論理値の時間的変化を表現するが，1 本の波形で表すことができるのは回路の特定の 1 点の振る舞いに限られる．複数の点にまたがる動きを把握するためには，複数の波形を並べなければならない．

それに対して t-diagram は，下方向が時間を，右方向が回路中を信号が伝わって行く方向を表し，時間の経過につれて信号が伝わっていく様子を俯瞰することができる．図2（上）に示す回路で，時刻 $t = 0$ に 3 つの FF の出力 (x, y, z) が $(1, 1, 0)$ から $(0, 0, 1)$ に遷移したとする．x，y，z から d に至るパスの遅延をそれぞれ t_x，t_y，t_z とすると，ロジックの出力 d は，時刻 t_x，t_y において $0 \to 1 \to 0$ と遷移する．z から d に至るパスの信号は，y から d に至るパスの信号によって変化がマスクされるため，時刻 t_z には出力は変化しないことに注意されたい．

同図の右端にある波形が，d における通常のタイム・チャート（を右に 90° 回転したもの）である．同図のように t-diagram では，ロジックの入力において入力が変化した時刻から，出力において出力が変化した時刻までを直線矢印で結ぶことによって，信号の伝わる様子を表すことができる．

なお t-diagram では，各ステージのクリティカル・パスに対応する直線矢印の角度を 45° としている．こうすることによって，各ステージの遅延は，t-diagram 上のステージの横幅によって表現することができる．実際のロジックではパスが無数に存在するため，ロジック上の全遅延の存在領域は，ロジック内の最小遅延のパスとクリティカル・パスに囲まれた領域に網掛けすることにより示す．

実 効 遅 延

前述したように，z から d に至るパスの信号は，出力 d に影響を与えない．実際にパスを通ったシグナルがロジックの出力に影響を与えたことを，そのパスが**活性化**したと言う．t-diagram では活性化されたパスを実線で表す．反対に，活性化パスにより，変化が**マスク**され，ロジックの出力に影響を及ぼさないパスは点線で表す．

あるステージにおいて最後に活性化されたパスの遅延を，このステージの**実効遅延**と呼ぶことにする．

ロジックのパスは無数に存在するが，すべてのパスを伝わる信号が出力に影響を及ぼすわけではない．t-diagram では実効遅延を決めるパスを太実線で表す．図2 の場合，時刻 t_z においてクリティカル・パスを通った信号が到達しているが，活性化パスによって変化がマスクされているため，ロジックの出力 d は変化しない．この場合，実効遅延は t_y となる．

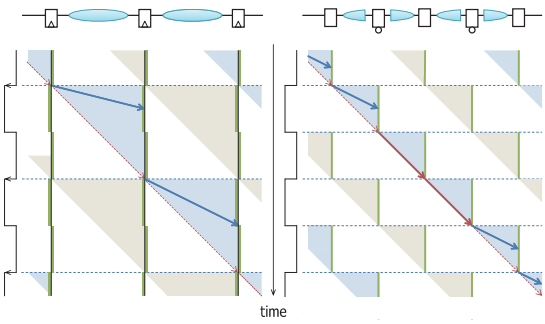

図3 単相 FF(左) と二相ラッチ（右）の t-diagram

各ステージへの入力と 1 サイクル前の入力によって出力の変化の仕方は様々であり、どのパスが最後に活性化されるかは各サイクルごとに異なる．つまり実効遅延は入力によっても変化する．これを**入力ばらつき**と呼ぶ．特に，ロジックの出力が直前のサイクルと同じで，1 度も変化しなかった場合には，実効遅延は 0 となることに注意されたい．

2.2 既存のクロッキング方式

同期式順序回路を構成する方法を**クロッキング方式**という．また，ロジックのパスの遅延がどこまで許容できるかの制約を**タイミング制約**と呼び，これを満たすように設計しなければ，回路が正しく動作しない．本章ではさまざまなクロッキング方式のタイミング制約を示し，そのばらつき耐性について議論を進める．

2.2.1 単相 フリップ・フロップ

図3 左が，単相 FF 方式の t-diagram である．マスタ-スレーブ型の FF は逆相で動くラッチを 2 つ組み合わせる構造をとる．

同図において，FF の下にある実線は，ラッチが閉じている状態を表している．信号の線がこの実線に沿って伝う様子は，その間ラッチが値を保持していることを表す．エッジ・トリガ動作は，マスタ–スレーブを互い違いに記述することで生じる隙間からシグナルが伝播する様子で表すことができる．

クロックの立ち上がりまでに信号が間に合っていればよいので，最大遅延制約は 1cycle/1stage となる．

2.2.2 二相ラッチ

図3 右が，二相ラッチ方式の t-diagram である．二相ラッチは，FF を構成する 2 つのラッチ（マスター，スレーブ）のうちの 1 つを，ロジックのちょうど中間に移動したものと理解することができる．単相 FF 方式の 1 ステージに相当するロジックをラッチが二分する形になる．

この形式はクロックスキューに対しても高い耐性もあることが知られている[7]．

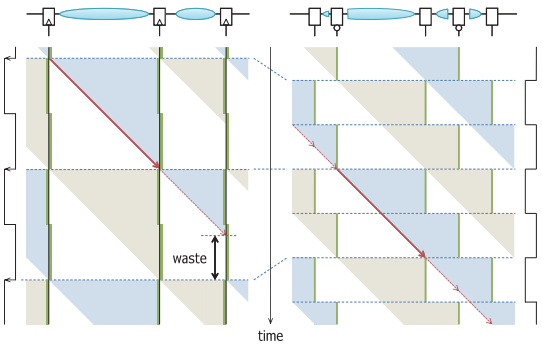

図 4 静的タイム・ボローイング

2.2.3 静的タイム・ボローイング

図 4 はステージ間の遅延に偏りがある場合の単相 FF 方式（左）と二相ラッチ方式（右）の t-diagram である．

単相 FF 方式では常にラッチが閉じている状態のため，仮にクロックの立ち上がりより前にシグナルが到達していても，シグナルが次のステージに伝播するタイミングがクロックの立ち上がる瞬間に限定されているため，ステージごとに時間を融通できない．そのため，遅延が大きいステージによってワースト遅延が定まるため，遅延の小さいステージではサイクル・タイムに無駄が生じてしまう．

二相ラッチ方式では，単相 FF 方式の 1 ステージに相当するロジックが 2 分されており，ロジックを通過する時間をステージ間で融通することができ，その結果サイクル・タイムが短縮できる．このように，前後のステージ間で時間を融通する手法を**タイム・ボローイング**と言う．後述する提案手法の**動的タイム・ボローイング**と区別するため，この設計時におけるタイム・ボローイングを**静的タイム・ボローイング**と呼ぶ．

これにより，二相ラッチの遅延制約は累積で 0.5cycle/0.5stage, 最大遅延制約は 1cycle/0.5stage となる．

2.2.4 Razor FF

図 5 右は Razor FF の t-diagram である．

Razor FF は通常の FF(Main FF) に，Shadow Latch が加えられている．Shadow Latch には，Main FF よりも遅れたクロックが供給されていて，サンプリング・タイミングが遅くなっている．図 5 では，0.5cycle 遅らせたクロックを Shadow Latch に供給している．このため，TF が発生して Main FF のサンプリング・タイミングまでにクリティカル・パスのシグナルが到達しなくても，Shadow Latch はクリティカル・パスの値をサンプリングすることができる．Main FF と Shadow Latch の値を比較することで，TF を検出する．

2.2.5 Razor FF のショート・パス問題

クリティカル・パスのおおむね半分以下の遅延を持つパスを**ショート・パス**と呼ぶ．セットアップ/ホールド・タイム違反など，ショート・パスの活性化が原因でロジックのタイミング制約が満たされない問題を

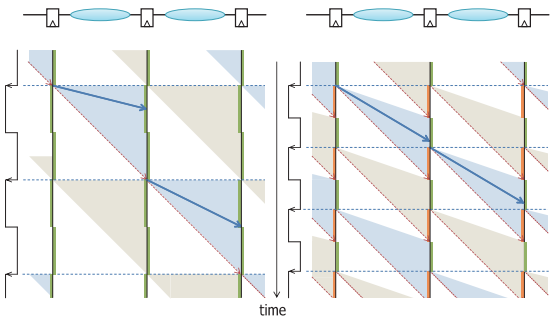

図 5 単相 FF（左）と Razor FF（右）の t-diagram

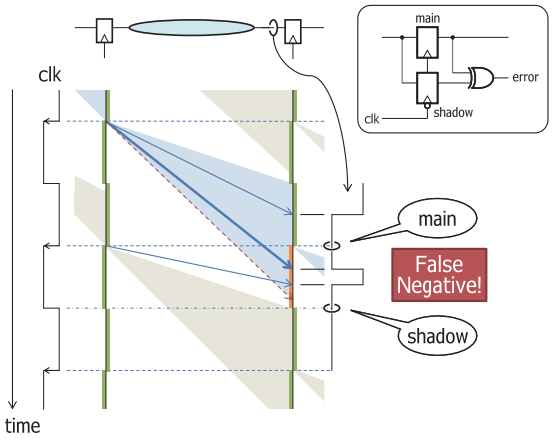

図 6 Razor FF の回路構成とショート・パス問題

ショート・パス問題と呼ぶ．

図 6 は Razor FF のショート・パス問題を図示した t-diagram である．Razor FF は，Main FF と Shadow Latch の値を比較することで TF を検出するが，正しい値をサンプリングするためには，ロジックのショート・パスを通ったシグナルが Shadow Latch のサンプリング・タイミングよりも後に到達するように設計しなくてはならない．さもないと，次のサイクルでショート・パスを通ったシグナルが前サイクルの遅れたシグナルと混ざり，Shadow Latch のサンプリング・タイミングで Shadow Latch が正しい値をサンプリングできず，エラー信号が正しく出力できない．

図 6 の場合では，Shadow Latch のサンプリングは 0.5cycle 遅れて行われているので，ロジックの最小遅延が 0.5cycle 以上になるように，Shadow Latch に至るパス の遅延を 0.5cycle 以上にするなどの細工が必要である．このために，例えばショート・パスに遅延素子を挿入し，遅延を伸ばす方法がある．

Razor FF の遅延制約は，検出ウィンドウの割合を α とすると，最大遅延制約は $(1+\alpha)$cycles/1stage となり，TF 検出制約は最大 1cycle/1stage となる．

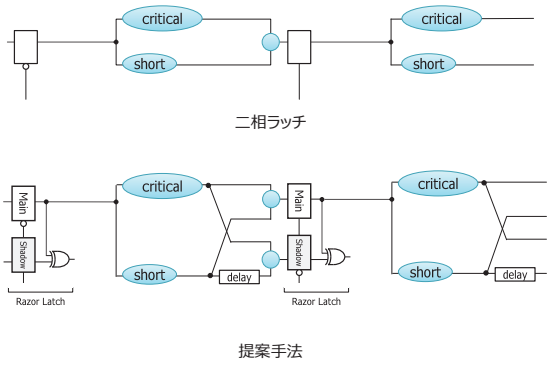

図 7　提案手法の回路構成

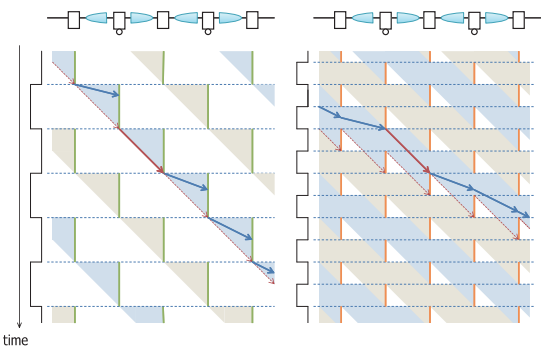

図 8　二相ラッチ（左）と提案手法（右）の t-diagram

3. 提 案 手 法

本章では，二相ラッチ方式と TF 検出を組み合わせたクロッキング方式を提案する．これにより，**動的タイム・ボローイング**が可能になる．

3.1 回 路 構 成

図 7 は提案手法の回路構成である．図 7 上は二相ラッチの回路の概略図である．ロジックのショート・パスとクリティカル・パスがとあるゲート（図中○印）で合流した後，パイプライン・ラッチに接続されている．

図 7 下は提案手法の回路の概略図である．TF 検出のために，各パイプライン・ラッチに逆相で動作する Shadow Latch と，サンプリングされた値を比較するための XOR ゲートを追加する．ここでは便宜上，**Razor Latch** と呼ぶことにする．

2.2.5 項で述べた Razor のショート・パス問題が起きないよう，ロジックに遅延を挿入する．TF 検出時は Shadow Latch が開き，Main Latch が閉じている状態であり，Main Latch は前サイクルの値を保持しているため，次サイクルのショート・パスの活性化の影響を受けない．このことから，ショート・パスとクリティカル・パスの合流するゲートを二重化し，Shadow Latch に至るショート・パスにのみ遅延を挿入する．Main Latch に至るショート・パスには遅延が挿入されていないので，ロジックの遅延分布がクリティカル・パスの遅延の方に偏る心配もない．

3.2 動的タイム・ボローイング

図 8 は，二相ラッチ方式と提案手法の t-diagram を比較したものである．図中実線は各ステージにおいて遅延の同じパスが活性化していることを示している．

最近の商用のプロセッサでは，ステージ間のクリティカル・パスの遅延は均等になるように作られているため，2.2.3 項で述べた静的タイム・ボローイングの効果は実際には限定的なものであると言える．

通常の二相ラッチ方式は TF 検出が備わっていないために，ラッチの開く瞬間の部分でワーストを定めねばならない．そのため，ロジック上の全遅延の存在領域は図の網掛けした部分に限られ，実際には静的タイム・ボローイングを可能にしていたラッチの空いている領域をうまく利用できていない．結果，FF 方式と同様ステージ間の時間を融通できていないこととなり，遅延の小さいステージではサイクル・タイムに無駄が生じてしまう．

提案手法では TF 検出により，ラッチの開く瞬間ではなく，検出限界までワーストを定めることができ，動作周波数を上げながらも，ロジック上の全遅延の存在領域をラッチの空いている区間に広げることが可能となる．

これにより，複数ステージ間に渡る多段のパスが形成され，プロセスばらつきの影響が軽減される．さらに，ワースト遅延ではなく，ワースト遅延より大幅に短い実効遅延に基づく動作が可能となる．実効遅延を融通させるこの時間の貸し借りのことを，動的タイム・ボローイングと呼ぶ．t-diagram 上における，実線がつながってステージ間を伝播する様子は動的タイム・ボローイングの効果を表しているといえる．

3.3 Razor と提案手法の比較

動的タイム・ボローイングの効果は Razor と比較することで，さらに明確なものになる．**図 9** は Razor と提案手法の t-diagram である．

Razor は FF 方式の TF 検出回路であるため，タイム・ボローイングができず，検出ウィンドウにかかるパスが活性化した場合，その時点で必ず TF を起こしてしまう．TF が検出されるごとに命令再実行などの回復処理が行われるため，その回復オーバーヘッドは無視できないものとなる．

提案手法では，遅延の大きいパスが連続して活性化した時にのみ TF 検出となるように設計されている．動的タイム・ボローイングにより，あるステージでクリティカル・パスのような遅延の大きいパスが活性化したとしても，その前後のステージを遅延の小さいパスで通過させることで TF の発生を抑えることができる．

3.4 既存のクロッキング方式との比較

表 1 は，単相 FF 方式，二相ラッチ方式，Razor FF，そして提案手法の特徴をまとめたものである．各ス

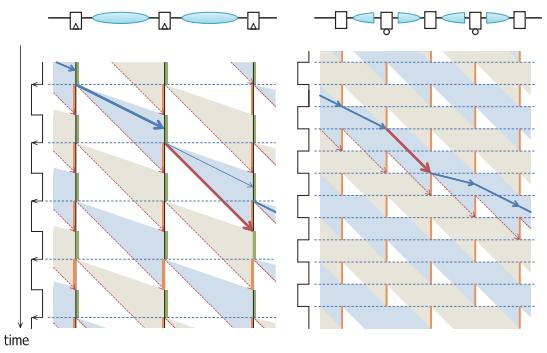

図 9　Razor（左）と提案手法（右）の t-diagram

テージのクリティカル・パスの遅延は均等であるとし，単相 FF 方式の動作周波数を 1τ とする．

単相 FF 方式はステージ間で回路遅延を融通できない方式であり，TF 検出も備わっていないため，一番遅延の長いステージに合わせて動作周波数が決定する．言わば「ワースト遅延のワースト」で動作周波数が決まる方式といえよう．

二相ラッチ方式は静的タイム・ボローイングが可能になる方式であり，設計時にステージ間で回路遅延を融通できる．2.2.3 項で述べたように「ワースト遅延の累積」で動作周波数を決定できる．ところがステージの遅延が均等である場合，ラッチの空いている区間を生かすことができないので，動作周波数は単相 FF 方式と変わらず 1τ である．

Razor FF は，TF 検出によりワーストが検出限界ギリギリに到達することを許す方式であるから，「一番長いステージのクリティカル・パスの活性化を許すが，検出限界を超えない」ようにワースト値を設計できる．そのため実効遅延での動作が可能となり，Razor FF は「実効遅延のワースト」で動いていると言える．動作周波数は検出ウィンドウの幅を α とすると，$(1+\alpha)\tau$ とすることができる．

提案手法は，その TF 検出を二相ラッチ形式に適用したものである．ラッチの空いている区間を利用できるため，「実効遅延の累積」で回路を動かすことが可能になる．またステージが二分され，その半分のロジックのクリティカル・パスが検出限界を超えないように設計できるので，理論上は単相 FF の半ロジック分の動作周期，すなわち 2τ の動作周波数を実現できるのである．

4. 評　　価

提案手法を適用した 64bit のリプルキャリー・アダー（以下，RCA と略す）を用いたアップ・カウンタを FPGA に実装し，動作の確認と各種クロッキング方式との比較を行った．FPGA は Xilinx 社の Virtex-6 XC6VLX760 FF1760 を用いている．**図 10** にアップ・

表 1　既存のクロッキング方式との比較

	ワースト・ケース設計	動的TF 検出・回復
単相 FF	[普通] 1τ ×ステージ間で時間を融通できない ×動作時に赤字が出たら暴走	[Razor] (1+α)τ ×ステージ間で時間を融通できない ○動作時に赤字が出たら破綻・再建
二相 ラッチ	[静的タイム・ボローイング] 1τ ○設計時にステージ間で時間を融通 ×動作時に赤字が出たら暴走	[動的タイム・ボローイング] 2τ ◎**動作時に**ステージ間で時間を融通 ◎赤字が**累積したら**破綻・再建

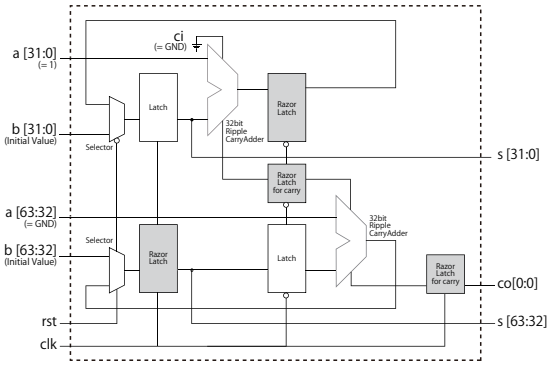

図 10　提案手法を適用した 64bit アップ・カウンタ

カウンタのブロック図を示す．ここでのセレクタは初期化の役割を果たしている．

64bit の RCA を下位 32bit と上位 32bit の 2 つに分ける．キャリー・ネットワークにラッチを挟むことにより，ロジックを均等に二分し，二相ラッチ方式を適用する．

そして，TF が起こりうるステージである，RCA の出力をサンプリングするラッチ を Razor Latch に置き換える．部分和 s の出力のサンプリング後のステージは，出力をそのまま次のラッチに流す遅延の小さいステージであるので，Razor Latch に変更する必要はない．

図 11 は 6bit の RCA を例として，Razor のショート・パス問題を回避するための遅延素子を挿入した図である．図中の白抜きの長方形はキャリーを出力する多数決回路を，網掛けした長方形は遅延素子を表す．

RCA では，ci から co に至るキャリー・ネットワークがロジックのクリティカル・パスとなり，入力 a，b からのパスが概ねショート・パスである．すなわち，RCA のショート・パスとクリティカル・パスは部分和 s を出力する XOR ゲートで合流していると言える．これを二重化し，Razor Latch の Main Latch と Shadow Latch に至るパスを分ける．

Virtex-6 では，LUT（Look up Table : 真理値表）を 1 つのモジュールとしてインスタンシエートすることができる[8]．XOR ゲートと多数決回路はゲートレベルでの段数に違いがあるが，LUT のパラメータを書き換えることにより，同じ遅延を持つ同一の LUT で表

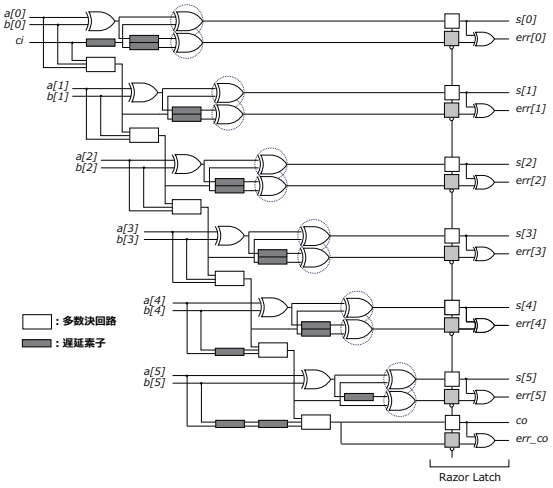

図 11 6bit RCA への適用

現することが可能である．これにより，パス上の LUT の数でパスの遅延を見積もることができる．遅延素子はバッファを LUT で表現したものである．

クリティカル・パス上の LUT の段数は 6 段である．そのため，Shadow Latch に至るショート・パス上の LUT の段数が 3 段以上になるように遅延を挿入する．通常出力側に遅延を挿入すればよいが，上位ビットに行くにつれ，クリティカル・パス自体の遅延が伸びてしまう可能性がある．その際は入力側にも挿入箇所を振り分けることで対処する．

同様の方法で図 10 の 2 つの 32bit RCA に遅延を挿入し，提案手法の適用を行った．以下にその評価結果を示す．

4.1 動作周波数

64bit の RCA を用いたアップ・カウンタに各クロッキング方式を適用し，1 ステージのワースト遅延を定めるビットが変化しなくなる最高動作周波数を測定した．FPGA 基盤上の LED にアップ・カウンタの部分和の出力を表示させ，PLL 設定スイッチで周波数を調整して評価を行った．**表 2** はその結果である．提案手法の最高動作周波数は 138MHz となり，単相 FF 方式の 2 倍，二相ラッチ方式の 1.4 倍，Razor の 1.3 倍の動作周波数を計測できた．

単相 FF 方式や Razor に対しては，理論値に近い性能向上が見られたが，二相ラッチ方式との比較では性能が思うように上がっていない．その理由の一つに，今回適用したアップ・カウンタという回路の特殊性が考えられる．

アップ・カウンタではキャリーが伝播するステージの前後では必ず最下位ビットが 0 から 1 に変化するだけで，小さい遅延でステージを通過することができる．そのためワースト遅延以上のパスが仮に活性化しても，ラッチの空いている区間に信号が通りさえすれば，次のラッチのサンプリングには間に合う．言わば，

表 2 最高動作周波数の比較

	最高動作周波数（MHz）
単相 FF	68.3
二相ラッチ	96.0
Razor	108.0
提案手法	138.0

実効遅延の貸し借りが TF 検出という保障がない状況で行われていた結果であると推測される．

4.2 回路面積のオーバヘッド

二相ラッチ方式の回路の総 LUT 数は 292 なのに対し，提案手法の回路の総 LUT 数は 2062 にも及ぶ．これは RCA における遅延素子が原因である．今回の回路は提案手法が実際に動作するかを確認するための回路であるため，遅延が $O(n)$ であるが，ロジックを二分しやすい RCA を用いて動作確認・評価を行った．実際には遅延が $O(logn)$ のキャリールックアヘッド・アダー（以下，CLA と略す）が用いられるため，遅延素子の挿入における回路面積の増加は抑えられると考えられる．

図 12 は 8bit の CLA に提案手法を適用した際の図である．一般的に CLA はキャリールックアヘッド・ジェネレータのトゥリー接続によって実現される．ロジックを二分する点は最上位のキャリールックアヘッド・ジェネレータから折り返す部分である．そこで 2bit のキャリールックアヘッド・ジェネレータを，各桁の g(generate), p(propagate) をまとめる LUT と，g,p から c(carry) を出力する LUT の 2 つに分割してトゥリー接続を開いた構造にする．折り返す部分にラッチを挿入し，クリティカル・パスのシグナルをサンプリングするラッチを Razor Latch に変更する．ラッチの挿入位置が前半部と後半部で均等に分割されていないのは，ロジックのクリティカル・パスを全て 1 つのラッチにまとめることにより，余分な Razor Latch 化を抑えるためである．

そして，ショート・パス問題に対処するため，Razor Latch に至るショート・パスに遅延を挿入する．図 12 では，ショート・パスの遅延をクリティカル・パスの遅延に合わせるように挿入している．前半の部分においては，Razor Latch に至るパスが全てクリティカル・パスと同じ遅延を持つため，遅延を挿入する必要はない．このようにして，遅延の挿入による回路面積の増加は抑えられる．

5. 関 連 研 究

提案手法に関連する手法として，TIMBER FF[9] を紹介する．ここでは，クリティカル・パスの遅延分布が記されており，クリティカル・パスの活性化するステージが連続する確率は極めて小さい，すなわち，ク

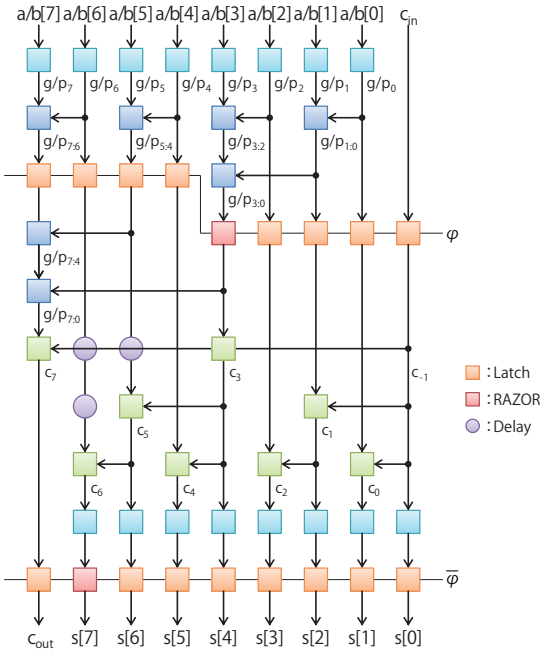

図 12 8bit CLA への適用

リティカル・パスが活性化した次のステージは遅延の小さいパスが活性化することが多いということが示されている．このことを利用して，TIMBER FF は 1 ステージの TF はエラーとして検出せずにマスクし，連続したステージでの TF をエラーとして検出し，クロックを遅らせる処置を施している．

6. おわりに

本稿では，二相ラッチ方式と TF 検出を組み合わせた動的タイム・ボローイングを可能にするクロッキング方式を提案し，簡単な回路に適用することで評価を行った．ステージ間でワースト遅延ではなく実効遅延を融通することができ，さらに TF 検出により，半ロジックのクリティカル・パス遅延で動作周波数を決定できるため，通常の 2 倍の動作周波数で動作させることが可能となる．

現在，より一般的な CLA に提案手法を適用しており，その知見の元，ロジックの全パスの遅延に基づいて，提案手法を自動で適用するツールを作成中である．その後，この手法も含め，TF からの回復手法[10] などに代表される，我々の研究室で提案している手法を適用したプロセッサを制作予定である．

謝　辞

本論文の研究は，一部 JST CREST「ディペンダブル VLSI システムの基盤技術」「アーキテクチャと形式的検証による超ディペンダブル VLSI」による．

参 考 文 献

1) 平本俊郎, 竹内潔, 西田彰男: MOS トランジスタのスケーリングに伴う特性ばらつき, 電子情報通信学会誌, Vol. 92, No. 6 (2009).
2) Ashish, S., Dennis, S. and David, B.: Statistical Analysis and Optimization for VLSI: Timing and Power, *ISBN: 978-0-387-25738-9* (2005).
3) D.Ernst, N.Kim, S.Das, S.Pant, T.Pham, R.Rao, C.Ziesler, D.Blaauw, T.Austin and T.Mudge: Razor: A Low-Power Pipeline Based on Circuit-Level Timing Speculation, *Int'l Symp. on Microarchitecture (MICRO)*, pp. 7–18 (2003).
4) Blaauw, D., Kalaiselvan, S., Lai, K., Ma, W.-H., Pant, S., Tokunaga, C., Das, S. and Bull, D.: Razor II: In Situ Error Detection and Correction for PVT and SER Tolerance, *Int'l Symp. on Solid-State Circuits Conference (ISSCC)* (2008).
5) Bull, D., Das, S., Shivshankar, K., Dasika, G., Flautner, K. and Blaauw, D.: A power-efficient 32b ARM ISA processor using timing-error detection and correction for transient-error tolerance and adaptation to PVT variation, *Solid-State Circuits Conference Digest of Technical Papers (ISSCC), 2010 IEEE International*, pp. 284 –285 (2010).
6) 喜多貴信: タイミング制約を緩和するクロッキング方式, 東京大学修士論文, pp. 19–24 (2010).
7) Harris, D.: Skew-tolerant Circuit Design, *Morgan Kaufmann Publishers*, pp. 12–14 (2001).
8) Xilinx Inc.: Virtex-6 ライブラリ ガイド（HDL 用）, pp. 190–193 (2009).
9) Choudhury, M., Chandra, V., Mohanram, K. and Aitken, R.: TIMBER: Time borrowing and error relaying for online timing error resilience, *Design, Automation Test in Europe Conference Exhibition (DATE), 2010*, pp. 1554 –1559 (2010).
10) 有馬慧, 岡田崇志, 塩谷亮太, 五島正裕, 坂井修一: 過渡故障耐性を持つ Out-of-Order スーパスカラ・プロセッサ, 信学技報, CPSY2011-5, Vol.111, No.1, 東京, pp. 23–28 (2011). 2011 年 4 月 12 日 (火) 首都大学東京秋葉原サテライトキャンパス (DC, CPSY).
11) 吉田宗史, 有馬慧, 倉田成己, 塩谷亮太, 五島正裕, 坂井修一: 動的タイムボローイングを可能にするクロッキング方式の予備実験, 信学技報, CPSY2011-11, Vol.111, No.163, 鹿児島, pp.13–18 (2011). 2011 年 7 月 27 日 (水) － 7 月 29 日 (金)　かごしま県民交流センター (DC, CPSY).
12) 五島正裕: ディジタル回路, 数理工学社 (2007).
13) Xanthopoulos, T.: *Clocking in Modern VLSI Systems*, Springer Publishing Company, Incorporated, 1st edition (2009).