

環境情報学部論文

TF ライブラリの高性能化とデータ一貫性の確保

2022年1月

71970013 / t19501yo

荻原 湧志

# TF ライブラリの高性能化とデータ一貫性の確保

慶應義塾大学  
環境情報学部  
2022年1月  
荻原 湧志

# TF ライブラリの高性能化とデータ一貫性の確保

## Consistent and scalable TF library

学籍番号：71970013 / t19501yo

氏名：荻原 湧志

Yushi Ogiwara

Robot Operating System(ROS) はロボットソフトウェア用のミドルウェアソフトプラットフォームであり、近年多くの研究用ロボットで用いられている。TF ライブラリは ROS で頻繁に使用されるパッケージであり、ロボットシステム内の座標変換を追跡し、データを変換する標準的な方法を提供するために設計されたものである。ROS の開発初期には複数の座標変換の管理が開発者共通の悩みの種であると認識されていた。このタスクは複雑なために、開発者がデータに不適切な変換を適用した場合にバグが発生しやすい場所となっていた。また、この問題は異なる座標系同士の変換に関する情報が分散していることが多いことが課題となっていた。そこで、TF ライブラリは各座標系間の変換を有向森構造として管理し、効率的な座標変換情報の登録、座標変換の計算を可能にした。しかしながら、この有向森構造には非効率な並行性制御によりアクセスするスレッドが増えるに従ってパフォーマンスが低下する問題、及び座標変換の計算時に最新のデータを参照することができないという問題があることがわかった。そこで、我々はデータベースのトランザクション技術における細粒度ロッキング法、及び並行性制御のアルゴリズムの一種である 2PL を応用することにより、この問題を解決した。提案手法では既存手法と比べ最大 140 倍のスループットを出すことを示した。

研究指導教員：川島 英之

# 目次

第1章	はじめに	1
1.1	研究背景	1
1.2	研究課題	3
1.3	研究方針	4
1.4	貢献	4
1.5	構成	4
第2章	関連研究	5
第3章	既存の TF の森構造とその問題点	6
3.1	構造	6
3.2	lookupTransform	7
3.3	setTransform	7
3.4	問題点	8
第4章	提案手法	9
第5章	評価	16
第6章	結論	17
第7章	今後の課題	18
	謝辞	19
	参考文献	20

# 図目次

1.1	部屋の中のロボット	2
1.2	位置関係の登録のタイムライン	2
1.3	図 1.1に対応する木構造	3
1.4	図 1.3における位置関係登録のタイムライン	3
3.1	複数の木構造	6
3.2	タイムライン	6
4.1	Giant lock	9
4.2	ジャイアントロックにおけるスケジュール	10
4.3	細粒度ロックキング	11
4.4	細粒度ロックにおけるスケジューリング	11
4.5	二つの読み込みロック	12
4.6	二つの読み込みロックにおけるスケジューリング	12
4.7	lookupLatestTransform で取得するデータ	13
4.8	同時に座標変換が登録されるケース	13
4.9	setTransforms と lookupLatestTransform 1	14
4.10	setTransforms と lookupLatestTransform 2	14
4.11	setTransforms と lookupLatestTransform 3	15
4.12	deadlock	15

# 第1章 はじめに

## 1.1 研究背景

ロボットを使って作業を行う場合、ロボット自身がどこにいるのか、ロボットにはどこにどんなセンサーがついており、また周りの環境のどこにどんなものがあるかをシステムが把握することが重要である。例えば、図 1.1 のように部屋の中にロボットと、ロボットから観測できる二つの物体があるケースを考える。図中にてロボットは円形、物体は星形で表現され、ロボットが向いている方向は円の中心から円の弧へつながる直線の方で表される。途中で交わる二つの矢印は各座標系の位置と原点、姿勢を表す。ここでは、地図座標系、ロボットの座標系、二つの物体それぞれの座標系が示されている。

システムはロボットに搭載されたセンサーからのデータを元に各座標系間の位置関係を随時更新する。この位置関係は並行移動成分と回転成分で表現できる。例えば、自己位置推定プログラムは LiDAR から点群データが送られてくるたびにそれを地図データと比較して自己位置を計算し、ロボットが地図座標系にてどの座標に位置するか、ロボットがどの方向を向いているかといった、地図座標系からロボット座標系への位置関係を更新する。物体認識プログラムはカメラからの画像データが送られてくるたびに画像中の物体の位置を計算し、ロボット座標系から物体座標系への位置関係を更新する。

このように、各座標系間の位置関係の更新にはそれぞれ異なるセンサー、プログラムが使われる。各センサーの計測周期、及び各プログラムの制御周期は異なるため、各座標系間の位置関係の更新頻度も異なるものとなる。図 1.2 では、地図座標系からロボット座標系への位置関係データと、ロボット座標系から物体座標系への位置関係データがそれぞれ異なるタイミングで登録されていることを示している。

ここで地図中での物体の位置を把握するために、地図座標系から物体座標系への位置関係を取得する方法について考える。地図座標系から物体座標系への位置関係は地図座標系からロボット座標系への変換とロボット座標系から物体座標系への変換を掛け合わせれば計算ができるが、図 1.2 のように各変換データは異なるタイミングで来るため、最新の変換データを取得するプログラムは複雑なものとなる。A の時刻で地図座標系から物体座標系への変換データを計算しようとするロボット座標系から物体座標系への最新の変換データを取得できるが、地図座標系からロボット座標系への変換データはまだ取得できない。このため、最新の変換データ  $\theta$  を取得する、もしくは過去のデータを元にデータの補外をする必要がある。B の時刻で地図座標系から物体座標系への変換データを計算しようすると地図座標系からロボット座標系への最新の変換データを取得できるが、ロボット座標系から物体座標系への変換データはその時間には提供されていない。このため、 $\alpha$  と  $\beta$  のデータから線形補間を行う、もしくは最新の変換データ  $\beta$  を取得する必要がある。また、地図座標系からロボット座標系への位置関係、ロボット座標系から物体座標系への位置関係はそれぞれ別のプログラムで計算されているため、座標系同士の位置関係に関する情報は分散した状態となっている。

このように、ROS の開発初期には複数の座標変換の管理が開発者共通の悩みの種であると認識されていた。このタスクは複雑なために、開発者がデータに不適切な変換を適用し

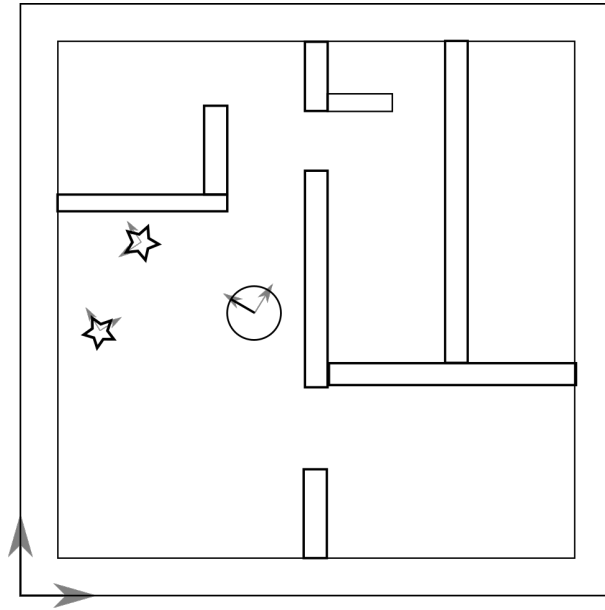


図 1.1: 部屋の中のロボット

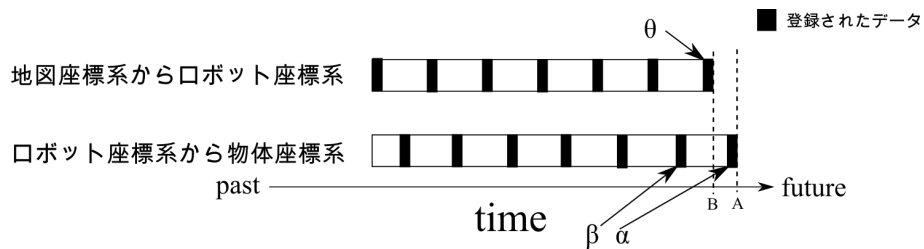


図 1.2: 位置関係の登録のタイムライン

た場合にバグが発生しやすい場所となっていた。また、この問題は異なる座標系同士の変換に関する情報が分散していることが多いことが課題となっていた。

そこで、TF ライブラリは各座標系間の変換を有向森構造として一元管理し、効率的な座標系間の変換情報の登録、座標系間の変換の計算を可能にした。まず、図 1.1 を表す木構造は図 1.3 で表現できる。木構造のノードが各座標系を表し、木構造のエッジは子ノードから親ノードへの変換データが存在することを表す。

各ノードは TF ではフレームと呼ばれ、ノード中の文字列は各座標系に対応するフレーム名が書かれている。図 1.3 では地図座標系のフレーム名は map、ロボット座標系のフレーム名は robot、物体 1 の座標系のフレーム名は object1 となる。子ノードから親ノードへ張られた有向エッジは子ノードから親ノードへポイントが貼られていることを表し、子ノードから親ノードを辿ることができる。このため、map から object1 への座標変換を計算するには object1 から map への座標変換の計算をし、その逆変換を取る必要がある。

子ノードから親ノードへの位置関係情報は子ノード自身が保持する。

先程説明したように、各フレーム間の座標変換情報はそれぞれ異なるタイミングで登録される。これに対処するため、TF では各フレーム間の座標変換情報を過去一定期間保存する。図 1.3 において各フレーム間の座標変換情報が登録されたタイミングを表すのが図 1.4 である。横軸は時間軸を表し、左側が過去、右側が最新の時刻を表す。黒色のセルはデータがその時刻にデータが登録されたことを表す。時刻 A では robot から map への座標変換の

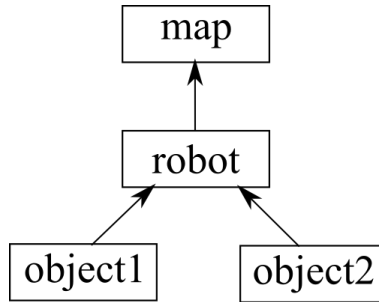


図 1.3: 図 1.1に対応する木構造

情報が得られるが、object1 から robot への座標変換の情報は時刻 A には存在しない。そこで、TF では前後のデータから線形補間を行うことにより該当する時刻の座標変換データを計算する。つまり、TF は該当する時刻の座標変換データが保存されている、もしくは前後の値を元に線形補間ができる場合にはその時刻の座標変換データを提供できる、とみなす。灰色の領域は線形補間により座標変換データが提供可能な時間領域を表す。

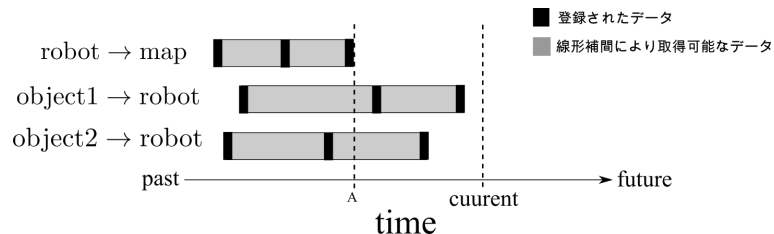


図 1.4: 図 1.3における位置関係登録のタイムライン

図 1.3における位置関係登録のタイムラインが図 1.4のようになっているとき、TF では object1 から map への最新の位置関係は次のように計算する。

まず、object1 から map へのパスを確認する。ここでは object1 から map へのパスは object1→robot, robot→map であることがわかる。

次に、どのパスにおいてもなるべく最新の座標変換を提供できる時刻を確認する。図 1.4を確認すると、object1→robot、robot→map において最新の座標変換情報が登録された時刻が最も古いのは robot→map である。このため、時刻 A がここでは要件を満たす。

最後に、時刻 A での各パスのデータを取得し、それらを掛け合わせる。robot→map については登録されたデータを使い、object1→robot については線形補間によってデータを取得する。

## 1.2 研究課題

前述したように TF はロボットシステム内部の座標系間の位置関係を一元管理する機構を提供する。しかしながら、これには以下のような問題点が挙げられる。

### 問題 1：ジャイアント・ロック

TF の森構造には複数のスレッドがアクセスするため並行性制御が必要となるが、既存の TF では一つのスレッドが森構造にアクセスしている際は他のスレッドは森構造にアクセス



できないアルゴリズムとなっている。これは、マルチコアが常識となっている現代では大きな問題となる。

## 問題 2：データの鮮度

上記の説明のように、TF のフレーム間の座標変換計算インターフェースは最新のデータを使わない可能性がある。同時刻のデータを元に座標変換を行うためデータの同期性はあるが、最新の座標変換データを使わないためデータの鮮度は失われる。現在、TF ライブラリには最新の座標変換データをもとにフレーム間の座標変換計算をするインターフェースは無い。

## 1.3 研究方針

前述した問題 1 については、データベースの並行性制御技術における細粒度ロックング法を適用して解決する。細粒度ロックング法は、並行性制御においてロックするデータの単位をなるべく小さくし、並行性を向上させる手法である。

問題 2 については、データベースのトランザクション技術における 2PL を適用し、複数の座標変換の最新のデータを atomic に取得するインターフェース、及び複数の座標変換の最新のデータを atomic に更新するインターフェースを提供する。2PL とは、複数のデータに対するロック・アンロックのタイミングを二つのフェーズに分けることにより並行性を向上させつつデータ操作の一貫性を確保する手法である。

## 1.4 貢献

本研究ではデータベースのトランザクション技術における再粒度ロックング法、及び並行性制アルゴリズムの一種である 2PL を応用することにより、問題 1 および問題 2 を解決した。

## 1.5 構成

本論文の構成は次の通りである。第二章では関連研究について述べる。第三章では既存の TF の森構造とその問題点について述べる。第四章では提案手法である森構造への再粒度ロックの導入とデータ一貫性のためのインターフェースの提供について述べる。第五章では提案手法の評価結果を述べる。第六章では本研究の結論を述べる。第七章では今後の課題について述べる。

## 第2章 関連研究

データベース分野におけるロボットの研究の例としては GAIA platform[5] が挙げられる。GAIA platform はリレーショナルデータベースと、そのデータベースに変更が加えられた時の処理を C++ で宣言的に記述できる仕組みを組み合わせることにより、イベントドリブンのフレームワークでロボットや自動運転システムを構築するものである。

TF ライブラリのようにデータを時系列的に管理するライブラリとして SSM が挙げられる。SSM では各種センサデータを共有メモリ上のリングバッファで管理することにより、時刻の同期を取れたデータを高速に取得することができる。

ROS はロボットソフトウェア用のミドルウェアソフトプラットフォームであり、近年多くの研究用ロボットで用いられている。産業用途にも利用可能にするために ROS の次世代バージョンである ROS2[6] の開発が進んでいるが、並行性制御アルゴリズムは ROS から変わっておらず、本研究のようなアプローチはない。

データベース分野における高速並行性研究におけるトランザクション処理システムとして 2PL、Silo、Cicada が挙げられる。従来のトランザクション処理システムはハードウェアのコア数が少なく、メモリが小さい中でいかに効率的に処理を行うかに重きが置かれてきたため、2PL などの悲観的ロック法が主に使われていた。しかしながら、近年のハードウェアはメニーコア化と大容量メモリが前提のシステムとなっており、従来手法では必ずしも性能が最大限出るとは言えない。そこで Silo[8] や Cicada[9] などの楽観的並行性制御法が提案された。これらは近年のハードウェアを前提に設計されているため、それまでのシステムと比べ非常に高い性能を実現する。

## 第3章 既存のTFの森構造とその問題点

### 3.1 構造

TF ライブラリでは図 3.1 のように各座標系間の位置関係を森構造で管理し、複数の木の登録が登録できる。ノードが各座標系を表し、エッジは子ノードから親ノードへの座標変換データが存在し、また子ノードから親ノードへポインタが貼られていることを表す。このため子ノードから親ノードへ辿ることはできるが、親ノードから子ノードを辿ることはできない。各ノードはフレームと呼ばれ、ノード内の文字列は各座標系に対応するフレーム名が書かれている。

各フレーム間の座標変換情報は過去 10 秒間保存される。このため、各フレーム間の座標変換情報が登録された時刻を図 3.2 のようなタイムラインで表現できる。黒のセルは登録されたデータを表し、灰色のセルは線形補間により座標変換データが取得可能な時刻を表す。横軸が時間軸を表し、左側が過去、右側が最新の時刻を表す。

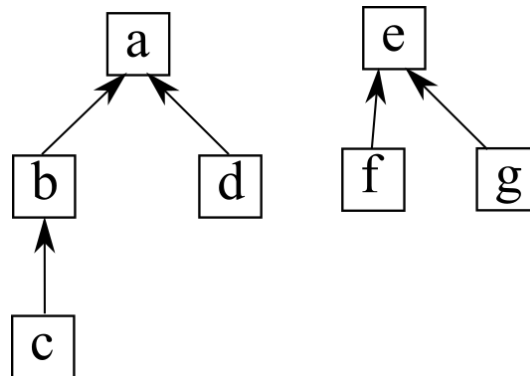


図 3.1: 複数の木構造

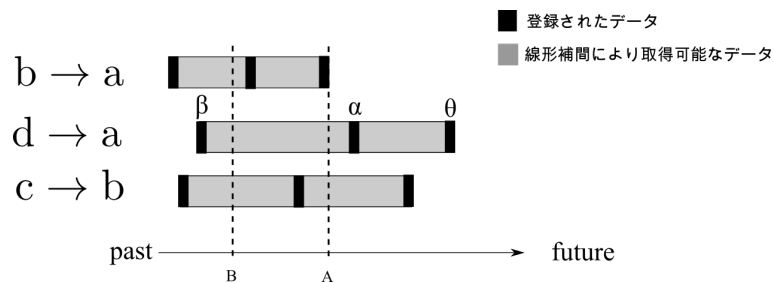


図 3.2: タイムライン

## 3.2 lookupTransform

二つのフレーム間の座標変換情報を取得するには lookupTransform メソッドを使う。二つのフレームが同じ木構造に属している場合にのみフレーム間の座標変換が計算できる。

登録されたフレームが図 3.1、登録された座標変換情報のタイムラインが図 3.2 の状況において、lookupTransform メソッドを用いてフレーム c からフレーム d への座標変換を計算するアルゴリズムを説明する。

1. フレーム c から木構造のルートノードへのパスを取得する。ここではルートノードは a となり、フレーム c からフレーム a へのパスは  $c \rightarrow b$  と  $b \rightarrow a$  となる。
2. フレーム d から木構造のルートノードへのパスを取得する。同じようにルートノードは a となり、フレーム d からフレーム a へのパスは  $d \rightarrow a$  となる。
3. 得られた三つのどのパスにおいてもなるべく最新の座標変換を提供できる時刻を確認する。ここでは時刻 A が要件を満たす。
4. 時刻 A における各パスの座標変換データを計算する。 $b \rightarrow a$  については登録されたデータを利用でき、 $c \rightarrow b$  と  $d \rightarrow a$  については線形補間されたデータを利用できる。
5. フレーム c からフレーム a への座標変換と、フレーム a から d への座標変換を掛け合わせる。フレーム c からフレーム a への座標変換は  $c \rightarrow b$  と  $b \rightarrow a$  の座標変換をかけ合わせれば得られ、フレーム a から d への座標変換は  $d \rightarrow a$  の逆変換から得られる。

また、lookupTransform メソッドは指定した時刻のデータを取得することもできる。時刻 B におけるフレーム c からフレーム d への座標変換は次のアルゴリズムで得られる。

1. フレーム c から木構造のルートノードへの時刻 B における座標変換を取得する。フレーム c から木構造のルートノードへのパスは  $c \rightarrow b$ 、 $b \rightarrow a$  となり、それぞれの座標変換は線形補間によって得られる。
2. フレーム d から木構造のルートノードへの時刻 B における座標変換を取得する。フレーム d から木構造のルートノードへのパスは  $d \rightarrow a$  となり、座標変換は線形補間によって得られる。
3. フレーム c からフレーム a への座標変換と、フレーム a から d への座標変換を掛け合わせる。フレーム a から d への座標変換は  $d \rightarrow a$  の逆変換から得られる。

## 3.3 setTransform

二つのフレーム間の座標変換情報を更新するには setTransform メソッドを使う。図 3.1 におけるフレーム c からフレーム b のように直接の親子関係になっているフレーム間の座標変換情報を更新でき、フレーム c からフレーム a のように直接の親子関係になっていないフレーム間の座標変換情報は更新できない。フレーム c からフレーム a への座標変換を更新するにはフレーム c からフレーム b への座標変換、及びフレーム b からフレーム a への座標変換を更新すればよい。

このメソッドを呼び出すことにより新しい座標変換情報がタイムラインに追加される。

### 3.4 問題点

#### 問題 1: ジャイアント・ロック

TF ライブラリの森構造で主に使われるインターフェイスは主に `lookupTransform` と `setTransform` である。これらは複数のスレッドからアクセスされるので、並行性制御を行う必要があるが、TF ライブラリでは `mutex` オブジェクトを用いて森構造全体を保護している。このため、一つのスレッドが森構造にアクセスしている際は他のスレッドは森構造へのアクセスを待たされてしまう。これは、マルチコアが常識となっている現代では大きな問題となる。

#### 問題 2: データの鮮度

森構造が図 3.1、タイムラインが図 3.2 の状況において、`lookupTransform` を用いてフレーム  $c$  からフレーム  $d$  への最新の座標変換を計算する時には時刻  $A$  の時点での各フレーム間の座標変換データを用いる。この時、 $b \rightarrow a$  においては最新のデータを用いるが、 $c \rightarrow b$  においては最新のデータと一つ前のデータから線形補間されるデータを用いている。 $d \rightarrow a$  においては最新のデータ  $\theta$  ではなく一つ前のデータ  $\alpha$  とそのもう一つ前のデータ  $\beta$  から線形補間されるデータを用いている。このように、`lookupTransform` は二つのフレーム間の座標変換の計算において、フレーム間のパスの全てにおいて座標変換データを提供できる時刻についての座標変換を計算するという仕様のため、 $b \rightarrow a$  のように座標変換情報の登録が遅れるとそれに足を引っ張られてしまい、最新の座標変換データが使われなくなるという問題がある。時刻の同期をとっているためデータの同期性はあるが、最新のデータが使われなくなる可能性があり、データの鮮度は失われる。現在、TF ライブラリには最新の座標変換データをもとにフレーム間の座標変換計算をするインターフェイスは無い。

## 第4章 提案手法

本研究では、データベースの並行性制御技術における細粒度ロックング法及びトランザクション技術における 2PL を適用し、これらの問題を解決する。

前述した問題 1 については、データベースの並行性制御技術における細粒度ロックング法を適用して解決する。

図 4.1 の森構造においてスレッド 1 が lookupTransform を用いてフレーム c からフレーム a への座標変換の計算、スレッド 2 が setTransform を用いてフレーム d からフレーム a への座標変換を更新する場合について考える。ここで、スレッド 1 はフレーム c とフレーム b のデータの読み込み、スレッド 2 はフレーム d のデータの書き込みを行うため、スレッド  $i$  のデータ  $x$  に対する読み込み操作を  $r_i(x)$ 、スレッド  $i$  のデータ  $x$  に対する書き込み操作を  $w_i(x)$  と表記すると、スレッド 1 の操作は  $r_1(c)r_1(b)$ 、スレッド 2 の操作は  $w_2(d)$  と表記できる。

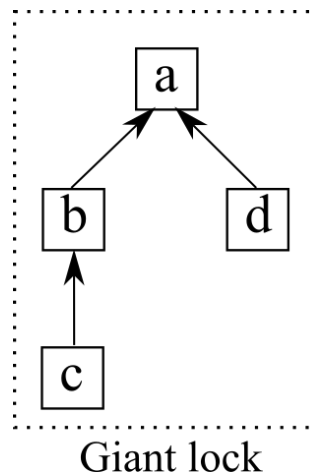


図 4.1: Giant lock

TF ライブラリでは森構造へのアクセスをする際、森構造全体をジャイアント・ロックする。これにより、図 4.1 の点線枠部分が保護される。図 4.2 はスレッド 1 の処理中にスレッド 2 の処理が開始した時のスケジュールを図示している。セルが実行中の処理を表し、セルの端の Glock と Gunlock は森構造へのジャイアントロック、アンロックを表す。スレッド 2 の処理が開始した時、スレッド 1 が森構造をジャイアントロックしているため、スレッド 2 はスレッド 1 の処理が完了し森構造のロックが外されるまで待機する必要がある。スレッド 1 がアクセスするデータとスレッド 2 がアクセスするデータは異なるため、より細かくロックする範囲を指定できる方法があればスレッド 2 がスレッド 1 の処理の完了を待つ必要がなくなる。

そこで、本研究ではデータベースの並行性制御技術における細粒度ロックング法を適用する。細粒度ロックング法ではアクセスするデータにのみロックをかけ、さらにロックの種類を読み込みロックと書き込みロックに分ける。複数のスレッドが同じデータにアクセスす

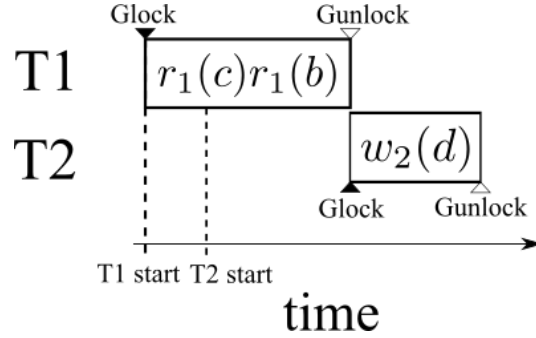


図 4.2: ジャイアントロックにおけるスケジュール

る際に発生するデータ競合を避けるために、排他制御では一つのスレッドからのみデータにアクセスできるようにするため、ロックをかける。しかしながら、複数のスレッドが同じデータにアクセスする際、データの読み込みのみ行うのであればデータ競合は発生しない。そこで、データの読み込みのみを行う時には読み込みロック、データの書き込みを行う時には書き込みロックを使い、次のようなルールを設ける。

- 読み込みを行う前に読み込みロック、書き込みを行う前に書き込みロックを行う必要がある
- ロックされていないデータには読み込みロック、及び書き込みロックをかけられる
- すでに読み込みロックされたデータにも他のスレッドが読み込みロックをかけることができる
- すでに読み込みロックされたデータには他のスレッドが書き込みロックをかけることはできない
- すでに書き込みロックされたデータには他のスレッドは読み込みロックも書き込みロックもかけることはできない

	$rl_i(x)$	$wl_i(x)$
$rl_j(x)$	○	×
$wl_j(x)$	×	×

表 4.1: lock table

このルールは、表??のような表形式で説明することもできる。表中ではスレッド  $i$  のデータ  $x$  に対する読み込みロック操作を  $rl_i(x)$ 、スレッド  $i$  のデータ  $x$  に対する書き込みロック操作を  $wl_i(x)$  と表記する。表は一行目がスレッド  $i$  によってロックがかけられている状態を表し、その状態に読み込みロック、または書き込みロックをスレッド  $j$  ( $i \neq j$ ) がかけられるかどうかを2、3行目で表している。○はすでにロックがかかっているにも別のスレッドがロックをかけられることを表し、×はそうでないことを表す。例えば、2行2列目はすでに  $rl_i(x)$  がかかっているにも  $rl_j(x)$  がかけられることを表し、2行3列目はすでに  $wl_i(x)$  がかかっていると  $rl_j(x)$  はかけられないことを表す。

細粒度ロッキングを用いた場合のスレッド1、スレッド2の保護範囲は図4.3、スケジューリングは図4.4で表せる。図4.4ではスレッド  $i$  がデータ  $x$  を読み込みアンロック、書き込みアンロックする時にはそれぞれ  $ru_i(x)$ ,  $wu_i(x)$  と表記される。

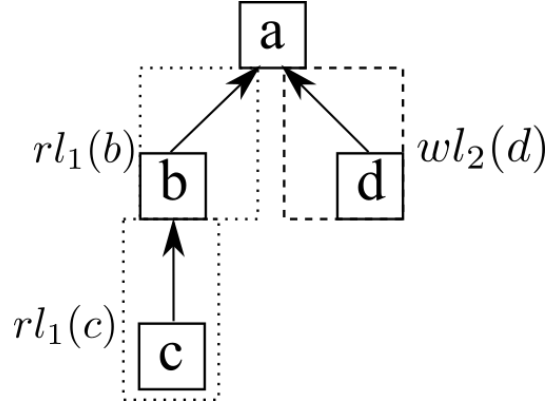


図 4.3: 細粒度ロック

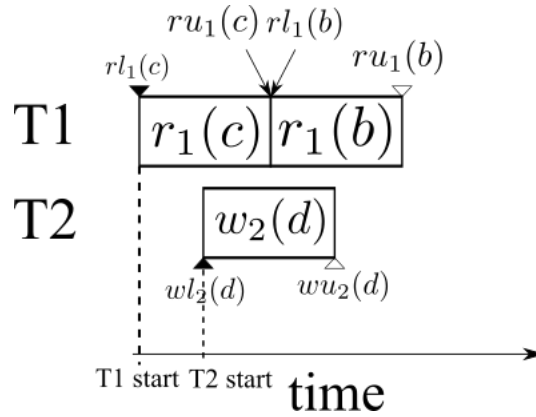


図 4.4: 細粒度ロックにおけるスケジューリング

スレッド 1 の実行中にスレッド 2 の処理が開始しても、図 4.3 で表されるようにスレッド 1 とスレッド 2 でアクセスするデータは異なるため、スレッド 2 はスレッド 1 の処理完了を待機する必要がなくなる。このスケジューリングは各操作を時系列順に表記することにより  $rl_1(c)r_1(c)wl_2(d)w_2(d)ru_1(c)rl_1(b)r_1(b)wu_2(d)ru_1(b)$  と書ける。

スレッド 1 の処理の途中に、lookupTransform を用いてフレーム d のデータを読み込むスレッド 3 が開始するケースについて考える。細粒度ロックを用いた場合のスレッド 1 とスレッド 3 の保護範囲は図 4.5 で、スケジューリングは図 4.6 で表記される。スレッド 1 にてデータ b に対して読み込みロックを取るときすでにスレッド 3 が b を読み込みロックしているが、表 ?? が表すようにすでに読み込みロックがかけられていても他のスレッドが読み込みロックをかけることができる。このスケジューリングは  $rl_1(c)r_1(c)rl_3(b)r_3(b)ru_1(c)rl_1(b)r_1(b)ru_3(b)ru_1(b)$  と書ける。

このように、細粒度ロック法ではデータごとにロックをし、さらに読み込みロック・書き込みロックと区別をつけることにより並行性を上げることができる。

前述した問題 2 については、複数の座標変換のデータを atomic に取得するインターフェース (lookupLatestTransform)、及び複数の座標変換の最新のデータを atomic に更新するインターフェース (setTransforms) を提供して解決する。setTransforms インターフェースの必要性について説明する。

まず、二つのフレーム間の座標変換を計算する際に線形補間を行わずにフレーム間のパスの最新の座標変換データを使うインターフェースとして lookupLatestTransform を導入す



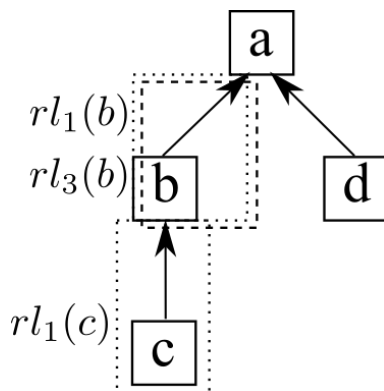


図 4.5: 二つの読み込みロック

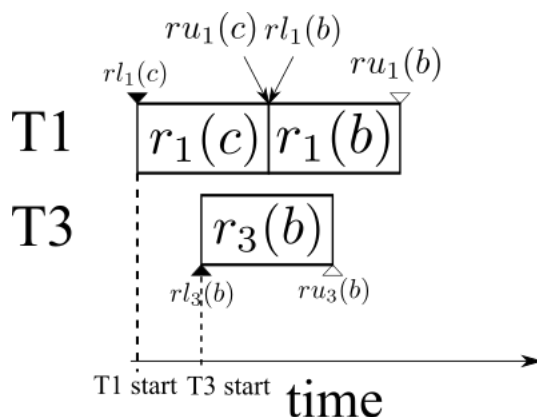


図 4.6: 二つの読み込みロックにおけるスケジューリング

る。これは森構造が図 3.1、タイムラインが図 3.2における状況でフレーム c からフレーム d への座標変換は次のように計算される。

1. フレーム c から木構造のルートノードへパスをたどりながら、各フレーム間の最新の座標変換を掛け合わせてフレームから木構造のルートノードへの座標変換を計算する。ここでは、フレーム c から木構造のルートノードへのパスは  $c \rightarrow b$ 、 $b \rightarrow a$  となり、それぞれの座標変換は最新のものを使う。
2. 同じように、フレーム d から木構造のルートノードへパスをたどりながら、各フレーム間の最新の座標変換を掛け合わせてフレームから木構造のルートノードへの座標変換を計算する。
3. フレーム c から木構造のルートノードへの座標変換と、木構造のルートノードからフレーム d への座標変換を掛け合わせる。木構造のルートノードからフレーム d への座標変換はフレーム d から木構造のルートノードへの座標変換の逆変換から得られる。

lookupLatestTransform にて取得する座標変換データは、図 4.7のように図示できる。

lookupLatestTransform を新たに提供することにより、暗黙的な線形補間をさけ、最新の座標変換データをもとにしたフレーム間の座標変換が計算できる。しかし、これには次のようなケースでは問題となる。

図 4.8は森構造が図 3.1の時にフレーム b からフレーム a への座標変換と、フレーム d からフレーム a への座標変換が同時刻に登録されるケースでのタイムラインを表す。b  $\rightarrow$  a と

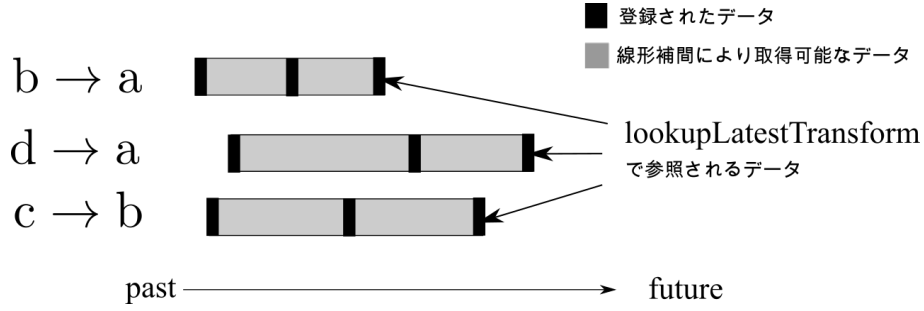


図 4.7: lookupLatestTransform で取得するデータ

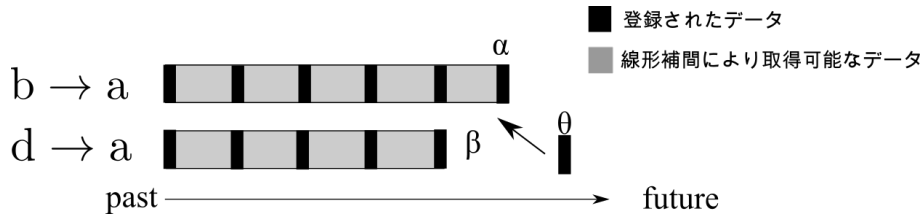


図 4.8: 同時に座標変換が登録されるケース

$a \rightarrow c$  のデータを用いてフレーム  $b$  からフレーム  $c$  への座標変換を計算する際、ユーザーは  $b \rightarrow a$  と  $d \rightarrow a$  のデータについては同時刻のものを使うことを期待する。しかしながら、lookupLatestTransform を使うとユーザーの期待に反して図 4.8 のように  $\theta$  がまだ登録されていない中間状態のタイムラインを観測し、 $\alpha$  と  $\beta$  を元に座標変換してしまうことがある。これは、複数の座標変換の登録において setTransform を複数呼び出す際、全ての座標変換が登録できていない状態で lookupLatestTransform が森構造にアクセスできることに起因する。従来の lookupTransform ではフレーム間のパスの全てにおいて座標変換データを提供できる時刻についての座標変換を計算するという仕様のため、このような問題は発生しなかった。

そこで、複数の座標変換を 2PL によって atomic に森構造に登録する setTransforms を提供し、また lookupLatestTransform も 2PL を使うように変更する。2PL[3] とは、複数のデータに対するロック・アンロックを二つのフェーズに分けることによって並行処理の結果が直列処理と同じ結果になることを保証する、データベースにおけるトランザクション技術である。

2PL によって並行性制御をしたときの setTransforms と lookupLatestTransform の動作について説明する。スレッド 1 が setTransforms を用いて  $b \rightarrow a$ 、 $d \rightarrow a$  の情報を更新し、スレッド 2 が lookupLatestTransform を用いて  $b \rightarrow a$ 、 $d \rightarrow a$  の情報を元にフレーム  $b$  からフレーム  $d$  への座標変換を計算し、スレッド 1 の処理中にスレッド 2 の処理が開始するケースについて考える。それぞれのスレッドの処理は  $w_1(b)w_1(d)$ 、 $r_2(b)r_2(d)$  と表現できる。

図 4.9 はスレッド 1 で  $w_1(b)$  をする前に  $wl_1(b)$  をした時の様子を表している。この状態でスレッド 2 の処理が始まると、 $r_2(b)$  をするために  $rl_2(b)$  を確保する必要があるが、まだ  $wl_1(b)$  がかけられているためにロックが外されるまで待つ必要がある。

図 4.10 はスレッド 1 で  $w_1(b)$  が完了してデータ  $\alpha$  が登録され、 $w_1(d)$  をする前に  $wl_1(d)$  をした時の様子を表している。2PL では複数のロックを確保し、必ず全てのロックを取り終えてからアンロックをしていく。このため、 $b$  へのロックはまだ解放されておらずスレッド 2 は待機する必要がある。

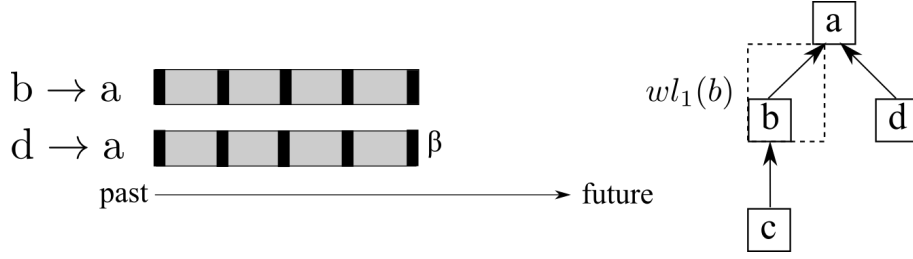


図 4.9: setTransforms と lookupLatestTransform 1

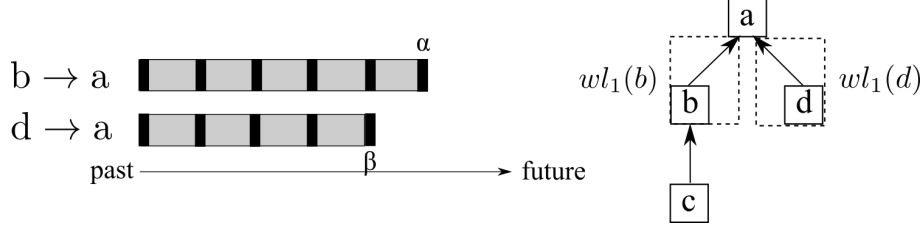


図 4.10: setTransforms と lookupLatestTransform 2

図 4.11はスレッド 1 の処理が完了してデータ  $\theta$  が登録され、スレッド 1 によるフレーム  $b, d$  へのロックが開放され、スレッド 2 が  $r_2(b)$  と  $r_2(d)$  をするために  $rl_2(b)$  と  $rl_2(d)$  のロックを確保した時の様子である。2PL によりスレッド 1 の処理が完了してからスレッド 2 は森構造へアクセスできるため、スレッド 2 が中間の状態を観測することはなくなる。

この一連のスケジューリングは  $wl_1(b)wl_1(b)wl_1(d)wl_1(d)wu_1(b)wu_1(d)rl_2(b)r_2(b)rl_2(d)r_2(d)ru_2(b)ru_2(d)$  と表記できる。

さて、2PL によって複数のデータに対する読み込み・書き込みが atomic に行えるようになったが、複数のデータに対してロックを取ることで deadlock の可能性が生じる。

図 4.12のような森構造において、スレッド 1 がフレーム  $c$  からフレーム  $d$  への座標変換を lookupLatestTransform を用いて計算し、スレッド 2 が setTransforms を用いて  $d \rightarrow a$  及び  $a \rightarrow e$  の座標変換を更新する場合について考える。それぞれのスレッドの操作は  $r_1(c)r_1(b)r_1(a)r_1(d)$ 、 $w_2(d)w_2(a)$  と表記できる。

図 4.12はスレッド 1 が  $a, b, c$  の読み込みロック、スレッド 2 が  $d$  の書き込みロックを確保した状態を表している。ここで、スレッド 1 は次に  $d$  の読み込みロックを確保したいがすでにスレッド 2 が  $d$  を書き込みロックしているためロックの解放を待機する必要がある。スレッド 2 は次に  $a$  の書き込みロックを確保したいがすでにスレッド 1 が  $a$  を読み込みロックしているために待機する必要がある。二つのスレッドがお互いのロック解放を待ち続けるため、deadlock となる。これはスレッド 2 が森構造のルートノードへ登る方向にロックをかけているのに対し、スレッド 1 は逆に一時的に森構造を下る方向にロックをかけていることに起因する。

そこで、我々は deadlock を未然に防ぐ方法として No wait[3] を採用した。これは、書き込みロックを 2 つ以上かけようとしたときにすでにデータがロックされていたら、保持しているロックを全て解放し最初から処理をやり直す手法である。これにより、書き込みロックを 2 つ以上しているスレッドがロックの解放を待機することがなくなり、deadlock は発生しない。また、我々の手法では contention regulation として保持しているロックを全て解放して 1 ミリ秒経過してから最初から処理をやり直す。

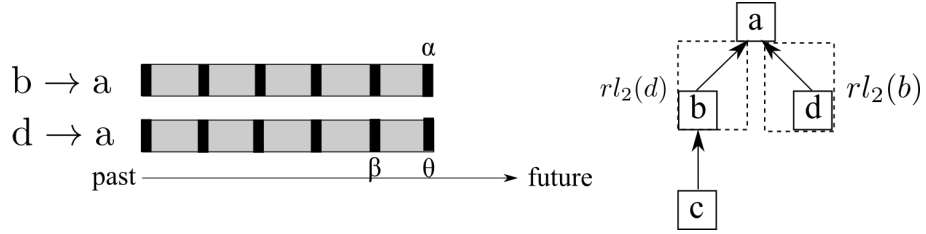


図 4.11: setTransforms と lookupLatestTransform 3

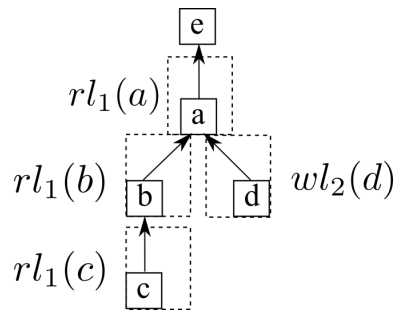


図 4.12: deadlock

## 第5章 評価

実験には Intel(R) Xeon(R) Platinum 8176 CPU @ 2.10GHz を 4 つ搭載したサーバを利用する。それぞれのコアは 32KB private L1d キャッシュ、1024KB private L2 キャッシュを持つ。単一プロセッサの 28 コアは 39MB L3 キャッシュを共有している。トータルキャッシュサイズはおよそ 160MB である。メモリは DDR4-2666 が 48 個接続されており、一つあたりのサイズは 32GB、全体のサイズは 1.5 TB である。

スレッド数を上げるとスループット伸びる joint を増やすと緩やかにスループットが落ちる iter を増やすと 1000 以降で急激にスループットが下がる。no wait による弊害か? lock の確保に失敗しているのかも read ratio は高くなるほどブロックされる可能性が減る read len は安定しているように見える。なぜ trn で read len が小さいとこうなるのか。。。2PL でロックする箇所が変わるから？

write len を上げるとやはりブロックされる部分が増える

56 以上で下がる理由としては ROS time とかここはインターフェイスでは…的な話

## 第6章 結論

再粒度ロックの導入により、パフォーマンスを上げることができた特に、スレッド数の増加とともにスループットが下がる問題を解決できた  
データの一貫性は必須、というデータも示したい。

## 第7章 今後の課題

ここでは取り上げなかった TF 木の問題点として、部分的に座標情報の登録に失敗するケース。rollback などもいれ transactional に行う必要  
また、insert/delete が大量に発生するケースも考える。

## 謝辞

本研究を進めるにあたり、慶應義塾大学准教授川島英之先生とサイボウズラボ株式会社星野喬様に頂きました優れた御指導により、私の研究はとても有意義で満ち足りたものとなりました。また、慶應義塾大学川島研究会秘書藤川綾様には幾多の手続きを丁寧にサポートして頂き、円滑な出張や書類作成、研究環境整備を行うことができました。そして、CCBench開発者である株式会社ノーチラス・テクノロジーズ田辺敬之様。この研究に関わっていただいたすべての方に深く感謝を申し上げます。



## 参考文献

- [1] M. Quigley, K. Conley, B. P. Gerkey, J. Faust, T. Foote, J. Leibs, R. Wheeler, and A. Y. Ng, "Ros: an open-source robot operating system," in ICRA Workshop on Open Source Software, 2009.
- [2] T. Foote, "tf: The transform library," 2013 IEEE Conference on Technologies for Practical Robot Applications (TePRA), 2013, pp. 1-6, doi: 10.1109/TePRA.2013.6556373.
- [3] Philip A. Bernstein and Nathan Goodman, "Concurrency Control in Distributed Database Systems" in ACM Computing Surveys, 1981, pp. 185-221
- [4] "BufferCore.h", [https://github.com/ros/geometry2/blob/noetic-devel/tf2/include/tf2/buffer\\_core.h](https://github.com/ros/geometry2/blob/noetic-devel/tf2/include/tf2/buffer_core.h)
- [5] "GAIA platform", <https://www.gaiaplatform.io>
- [6] "ROS2", <https://docs.ros.org/en/rolling/>
- [7] "Autoware", <https://tier4.jp/en/autoware/>
- [8] Stephen Tu, Wenting Zheng, Eddie Kohler <sup>†</sup>, Barbara Liskov, and Samuel Madden. Speedy transactions in multicore in-memory databases. In SOSP, pages 18–32. ACM, 2013
- [9] Hyeontaek Lim, Michael Kaminsky, and David G Andersen. Cicada: Dependably fast multi-core in-memory transactions. In Proceedings of the 2017 ACM International Conference on Management of Data, p. p. 21–35, 2017.