

操作間の関連を用いた並行実行の分析

徐海燕^{1,a)} 古川哲也² 史一華³

概要：本論文では、ビジネスプロセスにおける 4 種類の意味論情報を、操作間の関連によってトランザクションモデルに取り入れ、各種の情報と直列可能でない正当な並行実行の関係について検討する。トランザクションは、それが一貫性の単位ならば隔離性を満たさなければならない。トランザクションが一貫性の単位に細分できる場合は、トランザクションが一貫性の単位を節点とし、他の 3 種類の関連を枝とする有向非巡回グラフとして記述できる。細分された一貫性を満たす必要のある操作集合の細分によって、並行実行における直列可能でない正当な並行実行の性質を明らかにする。

1. はじめに

複数の処理、すなわち、トランザクション、が並行に実行される時に互いに影響を与えうるので、並行実行の制御を行う必要がある [7]。直列可能性は並行実行時の一般的な正当性基準である [2] が、Web サービスの組み立てによって構成される情報システムが疎結合である場合直列可能でない並行実行も正当な実行とされている [7]。本論文では、トランザクションモデルに意味論情報を取り入れることで正当な並行実行の性質の解明を目指す。

企業のビジネスプロセスには様々な意味論が存在する。例えば、マンション契約というビジネスプロセスは、マンションの契約、ローン審査、駐車場の契約、内装業務、購入のようなステップからなる。マンションの契約は駐車場の契約の前提条件であるが、必ずしもマンションの契約の順に駐車場の契約がなされるわけではない。また、一人の顧客の内装予約から内装作業の完成の間に他の顧客の内装予約や内装作業が実行されることもある。

さらに、ビジネスプロセスを効率よく推進するには、個々のステップの作業はそれぞれの従うべき規則があり、作業がそれを満たしているかどうか複数のチェックポイントに分けてチェックされている。

本論文では、ビジネスプロセス間にある次の 4 種類の意味論情報をトランザクションモデルに取り入れる。

(1) 入力データによる係わり、

(2) 前提条件による係わり、

(3) 実行結果間の非従属関係、

(4) チェックポイント

まず、4 番目の「チェックポイント」により、トランザクションは複数の一貫性の単位に細分される。次に、一貫性の単位を節点とし、他の 3 種類の情報に対応する関連を枝とする有向非巡回グラフとして記述する。

正当な並行実行では各変更操作が検索一貫性と内部一貫性を満たさなければならないことを示した上で、検索一貫性を満たすスケジュールのクラスは、一貫した中間結果を検索できることと、検索一貫性を要求する検索操作の集合が、トランザクションのすべての検索操作からなる集合から、種類 1 の関連で推移的に関連する操作集合まで縮小できることにより、拡張される。内部一貫性を満たすスケジュールのクラスは、トランザクションの終点から、種類 3 の枝以外の枝から始まる種類 1 と種類 2 の枝からなる経路の終点まで短縮できることにより、拡張される。

これまでの直列可能性の拡張に関する研究は、データベースの並行処理制御 [1], [2], [4], [5], [6], [8] や Web サービスに対する並行処理制御 [3], [7] の立場から行われている隔離性に基づく正当なクラスを拡大するアプローチである。本論文は、細分された隔離性ごとに操作集合の細分や意味論の活用を検討するアプローチである。細分された隔離性にしか利用できない意味論情報もトランザクションモデルに取り入れるることにより、正当な並行実行の性質の解明を目指す。著者らのこれまでの研究でも一貫性の細分を行っているが [9], [10]、検索一貫性の単位を共通部分のある部分集合までの細分は初めての試みである。

本論文は次のように構成される。2 章で従来のトランザクションモデルを、3 章で操作間の関連も記述されるトラ

¹ 福岡工業大学情報工学部情報工学科
Dept. Comp. Sci. and Eng., Fukuoka Institute of Tech.

² 九州大学大学院経済学研究院
Dept. Economic Engineering, Kyushu University

³ 西南学院大学商学部
Dept. Commerce, Seinan Gakuin University

a) xu@cs.fit.ac.jp

ンザクションモデルを定義する。4章では、正当な実行となる条件である検索一貫性と内部一貫性をまとめ、一貫性の単位の性質について検討する。5章と6章では、一貫性の単位が部分トランザクションである場合において、それぞれ検索一貫性と内部一貫性を満たすための必要十分条件について議論し、隔離性ととの比較を行う。7章は全体のまとめである。

2. 従来のトランザクションモデル

トランザクション $\langle T, \prec \rangle$ は、データベース DB 内のデータ項目 x, y に対する検索操作 $R(x)$ または変更操作 $W(y)$ からなる集合 T であり、操作間には実行順序を示す半順序となる順序関連 \prec が存在する。同じデータ項目に対する検索操作や変更操作は、それぞれただか一回のみである。変更操作の前に必ず同じデータ項目に対する検索操作を行うとする。なお、 x に対する検索操作が変更操作かを区別しない場合は、 $A(x)$ で記述する。

トランザクション T 内のすべての検索操作の集合を T^R という記号で記述する。 T^R が一貫したデータベースから検索されているとき、トランザクション T が検索一貫性を満たすという。

同じデータ項目 x に対する異なるトランザクション T_i, T_j による二つの操作は少なくとも一方が変更操作であれば、その二つの操作は競合するといいい、また、 $W_i(x)$ と $R_j(x)$ 、 $W_i(x)$ と $W_j(x)$ 、 $R_i(x)$ と $W_j(x)$ をそれぞれ WR、WW、RW 競合という。

定義1 トランザクション集合 $T = \{T_1, T_2, \dots, T_n\}$ 上のスケジュール H は、各 $T_i \in T$ の順序関連 \prec_i を保持した次のような半順序となる順序関連 \prec_H を持つ操作の集合である。

- $H = \bigcup_i T_i$
- $\prec_H \supseteq \bigcup_i \prec_i$
- 競合する二つの操作に対して、それら間の順序関連が \prec_H に定められている。 □

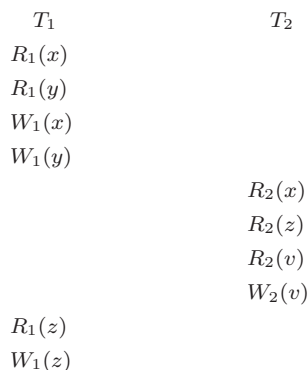


図1 非直列可能スケジュール H_1

T 上の2つのスケジュール H と H' は、競合する操作

間の順序関連がすべて同じであるならば、等価であるという [2]。 H はある直列スケジュールと等価であれば、直列可能であるという。

定義2 トランザクション集合 T 上のスケジュールに対して、 T のトランザクション T_i によって操作されたデータ項目が、 T_i が終了するまで他のトランザクションによって操作されていない等価なスケジュールが存在するならば、 T_i は隔離性を満たすという。 T のすべてのトランザクションが隔離性を満たすとき、 H は隔離性を満たすという。 □

スケジュール H が隔離性を満たすことは、 H が直列可能であることと等価であり、直列可能性判定グラフで判定できる [2]。以降、直列可能なスケジュールからなるクラスを SR で表す。

例1 図1には T_2 が T_1 の変更結果 x を検索し、 T_1 は T_2 の検索しているデータ項目 z を変更するスケジュール H_1 を示している。 $W_1(x)$ と $R_2(x)$ 間の WR 競合と、 $R_2(z)$ と $W_1(z)$ 間の RW 競合より、 H_1 は隔離性を満たさず、直列可能でない (SR に属さない)。 □

トランザクションの一貫性を細分してスケジュールの正当性を検討するため、隔離性は W 隔離性と R 隔離性に細分される [10]。

定義3 トランザクション集合 T 上のスケジュール H に対して、 T のトランザクション T_i によって操作されたデータ項目が、 T_i が終了するまで他のトランザクション $T_j (j \neq i)$ によって変更されていない等価なスケジュールが存在するならば、 T_i は W 隔離性を満たすという。

一方、 T のトランザクション T_i の T_i^R によって操作されたデータ項目が、 T_i^R が終了するまで $T_j \in T$ によって変更されていない等価なスケジュールが存在するとき、 T_i は R 隔離性を満たすという。

T のすべてのトランザクションが W 隔離性、または R 隔離性を満たすとき、 H は W 隔離性、または R 隔離性を満たすという。 □

隔離性と比べると、W 隔離性は他のトランザクションによる検索操作と変更操作中の変更操作に着目している。一方、R 隔離性は T の検索操作の集合である T^R に着目している。W 隔離性、R 隔離性を満たすスケジュールからなるクラスをそれぞれ WI、RI とする。

H_1 においては、 T_2 は T_1 の中間結果 $\{x, z\}$ を検索しているが、 T_1 の操作されたデータ項目を変更していないので、 H_1 は W 隔離性を満たす (WI に属する)。 T_2 が T_1 の中間結果 $\{x, z\}$ を検索していることより、検索一貫性を満たさない。したがって、 H_1 は R 隔離性を満たさない (RI に属さない)。

隔離性と細分された W 隔離性と R 隔離性間には次の性質がある。

定理1 [10] トランザクション集合 T 上のスケジュール

H において、 H が W 隔離性と R 隔離性を満たすことは、 H が隔離性を満たすための必要十分条件である。□

定理 1 は、隔離性を満たさない場合をさらに細分された R 隔離性や W 隔離性を満たしていない場合に細分できることを示している。本論文では、意味論情報をそれぞれ R 隔離性と W 隔離性に適用することによって、正当な並行実行のクラスの拡張を目指す。

3. 操作関連によるトランザクションモデル

本章では、ビジネスプロセス間にある「入力データによる係わり」、「前提条件による係わり」、「実行結果間の非従属関係」、「チェックポイント」という 4 つの意味論情報を取り入れたトランザクションモデルを導入する。

3.1 操作間の関連の導入

まず、トランザクション内の操作間の関連によって最初の 3 種類の意味論情報を記述する。

定義 4 トランザクション T において、変更操作 $W(x)$ に関わる意味論情報を記述するために、次のような関連と記号を導入する。

- y が $W(x)$ 操作の入力データである時に、 y に対する操作 $A(y)$ から $W(x)$ への入力関連 $<^D$ が存在し、 $A(y) <^D W(x)$ と記述する。また、

$$D_{W(x)} = \{y | A(y) <^D W(x)\}$$

は、 $W(x)$ 操作で使用される入力データ項目の集合という*1。

- y が $W(x)$ 操作の前提条件に関わるデータ項目である時に、 y に対する操作 $A(y)$ から $W(x)$ へのフロー関連 $<^F$ が存在し、 $A(y) <^F W(x)$ と記述する。また、

$$F_{W(x)} = \{y | A(y) <^F W(x)\}$$

は、 $W(x)$ 操作の前提条件に関わるデータ項目の集合という。

- $N_{W(x)}$ は、 $D_{W(x)} \cup F_{W(x)} - \{x\}$ の部分集合であり、 $W(x)$ と $y \in N_{W(x)}$ に対する操作が実行された後、 y が他のトランザクションによって変更されても $W(x)$ の実行結果 x には影響を与えない y からなる集合である。□

例えば、マンション購入のプロセスでは、ローン審査と最後の購入の間は入力関連 $<^D$ が定義され、マンションの契約と駐車場の契約の間はフロー関連 $<^F$ が定義される。内装予約後他の予約によって全体の予約状況が変更されてもすでに予約された結果には影響しないので、 N は全体の予約状況のようなデータ項目からなる集合である。

$A(x) <^D W(x)$ であれば、 $A(x) < W(x)$ である。これ

*1 $W(x)$ の前に必ず $R(x)$ を行うので、 $x \in D_{W(x)}$ であり、 $R(x)$ から $W(x)$ への入力関連 $R(x) <^D W(x)$ が存在する。

により、入力関連 $<^D$ もフロー関連 $<^F$ も順序関連 $<$ の部分集合である ($<^D \subseteq <$, $<^F \subseteq <$)。それに比べると、従来のトランザクションモデルにおいては、操作間の関連に関する情報がないので、自分より先行するすべての操作と関連しているという仮定の上で議論を進めていた。

以降、トランザクションにおける変更操作 $W(x)$ は、与えられた意味論を取り入れて次のように記述する。

$$W(x)(D : D_{W(x)}, F : F_{W(x)}, N : N_{W(x)})$$

ただし、 D 、 F や N の記述が省略された場合は、その値が空集合であることを意味する。

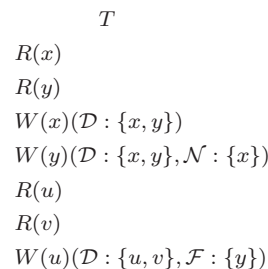


図 2 トランザクション T

例 2 図 2 に示された全順序関連のトランザクション T の各変更操作に関する D, F, N は、次のことを意味する。 $W(x)$ と $W(y)$ は結果を生成するために共にデータ項目 x, y を参照するが、 $W(y)$ が実行された後、 x が他のトランザクションによって変更されても結果 y には影響がない。また、変更操作 $W(u)$ は結果 u を生成するために利用するデータ項目は u, v であり、前提条件に利用されるデータ項目は y である。□

以降、入力関連とフロー関連を区別する必要がない場合は、 D^F 関連と略し、 $<^{D^F}$ と記述する。

3.2 関連による正当性の記述

従来では単独実行時に各操作が正しく実行されているという仮定にしているが、本トランザクションモデルにおいて自分より先行する操作が実行に係わっているかどうか、どの形で係わっているかというように詳細に記述できるようになったので、本節では、操作間の関連を用いて、各操作が正しく実行される要求を明示的に記述する。

定義 5 トランザクション T の各変更操作 $W(x)$ に対して、

$$T_{W(x)}^R = \{R(y) | R(y) (<^D)^* W(x)\}$$

を $W(x)$ の検索一貫性の単位という。□

$D_{W(x)}$ が $W(x)$ 操作で使用される入力データ項目の集合であるのに対し、 $T_{W(x)}^R$ は $W(x)$ 操作で推移的に使用される入力データ項目に対する検索操作の集合である。

図 2 に示された T においては、 $W(x)$ と $W(y)$ の検索一

貫性の単位 $T_{W(x)}^R$ と $T_{W(y)}^R$ は $\{R(x), R(y)\}$ であり、 $W(u)$ の検索一貫性の単位 $T_{W(u)}^R$ は $\{R(u), R(v)\}$ である。ここで注意されたいのは、入力関連とフロー関連の違いは、変更操作への推移的な関連のある検索操作を検索一貫性の単位に含むかどうかということである。なお、 T の検索一貫性の単位 T^R は $\{R(x), R(y), R(u), R(v)\}$ である。

変更操作 $W(x)$ の入力データに関わる集合は $T_{W(x)}^R$ 、関わるデータ先行操作は $W(x)$ への推移的な DF 関連のある各変更操作 $W(y)(W(y)(<^{DF})^*W(x))$ という情報により、変更操作の実行に関わる操作とそれらに対する要求が、次のように記述できる。

定義6 トランザクション T において、変更操作 $W(x)$ が正しく実行されるための条件は、 $W(x)$ への推移的な DF 関連のある各変更操作が正しく実行され、かつ $W(x)$ の検索一貫性の単位、 $T_{W(x)}^R$ が検索一貫性を満たすことである。
□

最後に、変更結果がデータベースの一貫性制約を満たすチェックに相当する $W(c)$ という特殊の操作を導入する。トランザクションが長大の場合は一貫した中間結果に対して複数のチェックポイントに相当する $W(c_i)$ が存在することになるが、本節ではまずトランザクション全体が一つの一貫性単位である場合について記述する。

定義7 一貫性の単位であるトランザクション T に対しては、 T にしか操作できない特殊データ項目 c に対する $W(c)$ は、順序関連 $<$ においての終点であり、すべての変更操作 $W(x)$ からの入力関連 $W(x) <^D W(c)$ と、どの変更操作へも入力関連のない検索操作 $R(y)$ からの入力関連 $R(y) <^D W(c)$ 、がある。

- $\mathcal{D}_{W(c)} = \{x \mid A(x) <^D W(c)\}$
- $\mathcal{F}_{W(c)} = \bigcup_{W(x) \in T} F_{w(x)}$
- $\mathcal{N}_{W(c)} = \phi$ □

検索操作 $R(x) \in T$ に対しては、定義7より $W(c)$ への推移的な入力関連 $R(x)(<^D)^*W(c)$ が存在するので、 $W(c)$ の検索一貫性の単位 $T_{W(c)}^R$ は T^R である。すべての変更操作から $W(c)$ への入力関連と、どの変更操作へも入力関連のない検索操作から $W(c)$ への入力関連より、 $\mathcal{D}_{W(c)}$ は T によって操作されたすべてのデータ項目からなる集合でもあり、すべての操作から $W(c)$ へ推移的な入力関連がある。

一貫性の単位であるトランザクション T が一貫したデータベースで単独実行された場合、終了時点 $W(c)$ でのデータベースが一貫しているための必要十分条件は、変更操作 $W(c)$ が正しく実行されることとして記述される。

3.3 トランザクションが一貫性の単位である場合の性質

本節では、トランザクションが一貫性単位である場合に、並行実行時に各操作が正しく実行されるための必要十分条件について検討する。まず、用語を定義する。

定義8 T 上のスケジュール H に対して、各 T の T_i 中の変更操作の検索一貫性の単位が検索一貫性を満たすとき変更操作が検索一貫性を、操作されたデータが推移的な DF 関連のある操作が終了されるまで他のトランザクションによって変更されない等価スケジュールが存在するとき各操作が内部一貫性を満たすという。一方、 H が終了時のデータベースが一貫しているとき H が一貫性を満たすという。

□

補題1 T 上のスケジュール H に対して、各変更操作は正しく実行されるための必要十分条件は、各変更操作が検索一貫性と内部一貫性を満たすことである。 □

証明： まず、各変更操作が検索一貫性を満たすことが、定義6により要求されている。次に、内部一貫性を満たすと、操作されたデータが推移的な DF 関連のある操作が終了されるまで他のトランザクションによって変更されていない等価スケジュール H' が存在する。 H' において各変更操作が正しく実行される条件を満たす。

一方、内部一貫性を満たさないと $W_i(x)$ の DF 関連の先行操作が正しく実行されても $W_i(x)$ が実行されるときに変更されていない等価スケジュールが存在しないことになる。したがって、補題が成り立つ。 □

トランザクション $T_i \in T$ が一貫性の単位である場合に、各 $W_i(c)$ が内部一貫性を満たすことは H が WI 隔離性を満たすことを意味する。一方、各 $W_i(c)$ が検索一貫性を満たすことは $T_{w_i(c)}^R = T_i^R$ が検索一貫性を満たすこと、すなわち、 H が RI 隔離性を満たすことを意味する。定理1より、次の結果が得られる。

定理2 トランザクション集合 T 上のスケジュール H において、 $T_i \in T$ が一貫性の単位である場合に、各変更操作 $W_i(x) \in T_i$ が検索一貫性と内部一貫性を満たすための必要十分条件は、 H が隔離性を満たすことである。 □

4. 部分トランザクションである一貫性の単位

本章では、部分トランザクションが一貫性の単位である場合に、並行実行時に各操作が正しく実行されるための必要十分条件、すなわち、各変更操作が検索一貫性と内部一貫性を満たすための必要十分条件、について検討する。

4.1 一貫性の単位の細分

トランザクションが長大である場合など、中間結果のデータベースが一貫している場合もある。それぞれのチェックポイントに相当する $W(c_i)(i = 1, 2, \dots)$ を導入する。

定義9 トランザクション T において、 T によってしかアクセスできない特殊のデータ項目 c_i に対する変更操作 $W(c_i)(i = 1, 2, \dots)$ とは、次の性質を満たす操作である。

- 各操作 $A(x) \in T$ は、一つ以上の $W(c_i)$ へ入力関連がある。ただし、同一の変更操作 $W(x)$ から入力関連のある

$W(c_s)$ と $W(c_t)$ 間の順序関連は定められている。

- $W(c_i)$ が正しく実行される場合、 $D_{W(c_i)}$ の値がデータベースの一貫性制約を満たす。 □

一貫性の単位が、一貫したデータベースから一貫したデータベースへの遷移となる。

定義 10 トランザクション T において、 $W(c_i)$ 間の順序関連にしたがって次のように各 $W(c_i)$ に対応する一貫性の単位 ST_i を定める。なお、 Tmp の初期値は T である。

$$ST_i = \{A(x) \mid A(x)(<^D) * W(c_i), A(x) \notin Tmp\},$$

$$Tmp = Tmp - ST_i \quad \square$$

すなわち、各操作 $A(x) \in T$ は、 $W(c_i)$ 間の順序関連において入力関連のある最初の $W(c_i)$ の対応する一貫性単位 ST_i に属する。各 $W(c_i)$ に対応する一貫性の単位 ST_i において、すべての操作から $W(c_i)$ へ推移的入力関連があり、 ST_i^R が $T_{W(c_i)}^R$ の部分集合である。

例 3 図 3 に示された H_2 は、 T_1 が二つの一貫性の単位に細分されたものを T_5 とした場合の H_1 の変更版である*2。
 $W_5(c_1)$ までの操作が ST_{51} に、それより後の操作が ST_{52} に細分される。 □

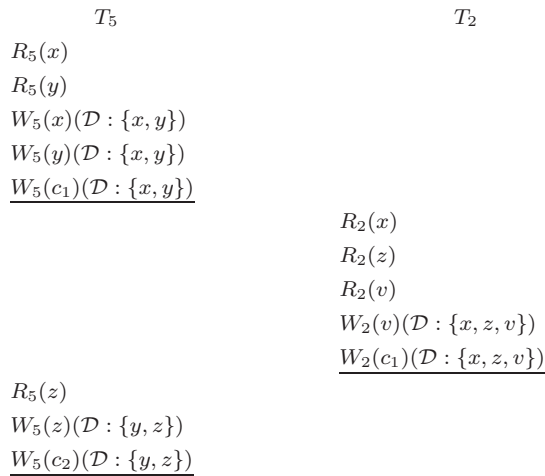


図 3 T_1 が一貫性の単位に細分できる場合の H_1 の変更版 H_2

例 4 図 4 に示されたスケジュール H_3 において、 T_3 も T_4 も二つの一貫性の単位に細分されている、 $W_3(c_1)(W_4(c_1))$ までの操作が一つ目の $ST_{31}(ST_{41})$ に、それより後の操作が二つ目の $ST_{32}(ST_{42})$ に細分される。 □

ST_{31} と ST_{41} をマンションの契約、 ST_{32} と ST_{42} を駐車場の契約とすると、 H_3 がマンションの契約は駐車場の契約の前提条件であるが、必ずしもマンションの契約の順に駐車場の契約がなされるわけではない場合を記述している。

トランザクション集合 T 上のスケジュール H に対して、部分トランザクションである各一貫性の単位 ST_{ij} が隔離性、R 隔離性、W 隔離性を満たすとき、それぞれ H が S 隔離性、SRI 隔離性、SWI 隔離性を満たすという。

*2 $W_i(c_i)$ を明瞭にするため下線を引いている。

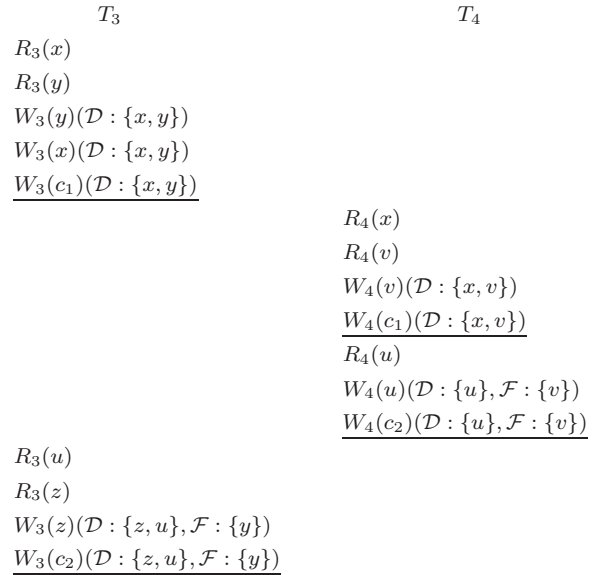


図 4 フロー関連しかない場合の H_3

$ST_i \subseteq T$ が一貫性の単位である場合に、各 $W_i(c_i)$ が内部一貫性を満たすことは H が SWI 隔離性を満たすことを意味する。一方、各 $W_i(c)$ が検索一貫性を満たすことは $T_{w_i(c)}^R \subseteq ST_i^R$ が検索一貫性を満たすこと、すなわち、 H が SRI 隔離性を満たすことを意味する。定理 1 より、次の結果が得られる。

系 1 トランザクション集合 T 上のスケジュール H において、 $ST_{ij} \subseteq T_i \in T$ が一貫性の単位である場合に、各変更操作 $W_i(x) \in T_i$ が検索一貫性と内部一貫性を満たすならば、 H が S 隔離性を満たす。 □

4.2 一貫性の単位からなるトランザクション

系 1 より、一貫性の単位を節点とし、一貫性の単位間の関連を枝とするトランザクションを定義する。

定義 11 トランザクション $(T, <, \mathcal{D}, \mathcal{F}, \mathcal{N})$ に対応する一貫性の単位を節点とするトランザクション $(xT, <^D, <^F, \mathcal{N})$ は、次のようになる。

- xT は、 T の中の一貫性の単位 $ST_i (i = 1, 2, \dots)$ からなる集合である。
- 一貫性の単位 ST_i と $ST_j (i \neq j)$ に対して、操作 $A(x) (\in ST_i)$ と $W_j(y) (\in ST_j)$ 間に $A(x) <^D W(y)$ または $A(x) <^F W(y)$ が存在すれば、 ST_i と ST_j 間にも $ST_i <^D ST_j$ または $ST_i <^F ST_j$ が存在する。
- \mathcal{N}_{ST_i} は、 ST_i に操作され、 ST_i が終了した後他のトランザクションによって変更されても内部一貫性に影響がないデータ項目の集合である。次のように求められる。 $W(x) \in ST_i$ から $\mathcal{D}\mathcal{F}$ 関連のあるすべての変更操作 (i.e. $W(z)$) に対して、 $W(z)$ が同じ一貫性の単位 ST_i に属し、かつ x が $\mathcal{N}_{W(z)}$ に含まれるという条件を満たすならば、 x が \mathcal{N}_{ST_i} に含まれる。
- 一貫性の単位 ST_i と $ST_j (i \neq j)$ 間の操作間の個々の

\mathcal{DF} 関連 $W(z) <^{\mathcal{DF}} W(y)$ に対して、 $\mathcal{N}_{ST_i} = (\mathcal{D}_{W(z)} \cup \mathcal{F}_{W(z)} - \{z\})$ ならば、 ST_i と ST_j 間の \mathcal{DF} 関連を非従属 \mathcal{DF} 関連という。 □

例 5 一貫性の単位間の関連は、 H_2 において、入力関連 $ST_{51} <^{\mathcal{D}} ST_{52}$ が存在する。 H_3 において、入力関連は存在せず、フロー関連 $ST_{31} <^{\mathcal{F}} ST_{32}$ 、 $ST_{41} <^{\mathcal{F}} ST_{42}$ が存在する。図 5 に示されたスケジュール H_4 において、 T_7 は 3 つの一貫性の単位 $ST_{71}, ST_{72}, ST_{73}$ に細分されている。それらの間には ST_{71} からの入力関連 $ST_{71} <^{\mathcal{D}} ST_{72}$ 、 $ST_{71} <^{\mathcal{D}} ST_{73}$ が存在する。 □

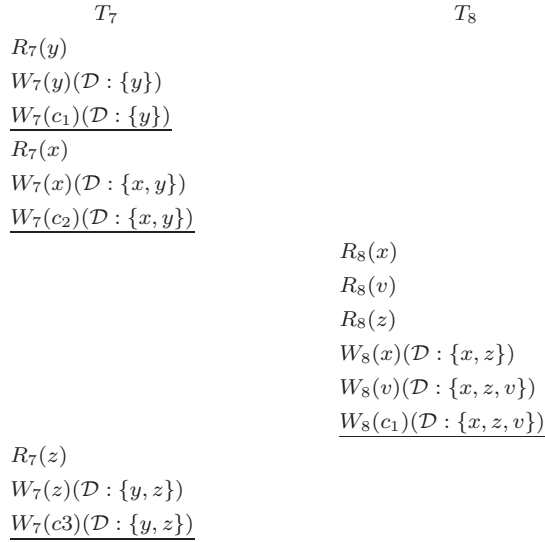


図 5 入力関連の分岐ある T_7 からなる H_4

トランザクション $(xT, <^{\mathcal{D}}, <^{\mathcal{F}}, \mathcal{N})$ は、一貫性の単位を節点とし、入力関連とフロー関連を枝とする経路からなる有向非巡回グラフになる。トランザクション $xT = \{xT_1, xT_2, \dots, xT_n\}$ 上のスケジュールを、 xH として記述する。

定義 12 トランザクション集合 xT 上のスケジュール $xH(xH, <_{xH}, \bigcup_i <_i^{\mathcal{D}}, \bigcup_i <_i^{\mathcal{F}})$ は次のように定義される。

- $xH = \bigcup xT$
- $<_{xH}$:異なるトランザクションに属する一貫性の単位 $ST_{iu} \in xT_i$ と ST_{jv} 間の競合関係を含む。 □

例 6 図 6 に示されたスケジュール H_5 において、 T_a も T_b も 2 つの一貫性の単位 ST_{a1} と ST_{a2} に、 ST_{b1} と ST_{b2} に細分されている。それらの間には入力関連が存在せず、フロー関連 $ST_{a1} <^{\mathcal{F}} ST_{a2}$ 、 $ST_{b1} <^{\mathcal{F}} ST_{b2}$ が存在する。一方、 $\mathcal{N}_{ST_{a1}} = \{x\}$ 、 $\mathcal{N}_{ST_{b1}} = \{x\}$ であるため、フロー関連 $ST_{a1} <^{\mathcal{F}} ST_{a2}$ 、 $ST_{b1} <^{\mathcal{F}} ST_{b2}$ が非従属 \mathcal{DF} 関連でもある。

xH_2 、 xH_3 、 xH_4 と xH_5 は図 7 に示している。 xH_2 において、 T_5 は ST_{51} を始点、 ST_{52} を終点とする入力関連の枝のグラフで表される。 xH_3 において、 T_7 は ST_{71} を始点、 ST_{72} と ST_{73} を終点とする入力関連の枝からなるグラフで

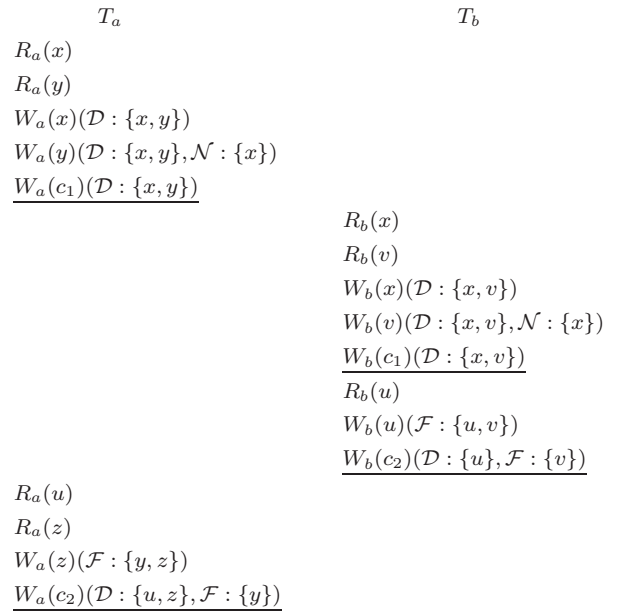


図 6 非従属 \mathcal{DF} 関連しかない場合の H_5

表される。 T_3 、 T_4 、 T_a 、 T_b はそれぞれフロー関連を枝とするグラフに対応する。 □

ST_{a1} と ST_{b1} を内装業者との予約、 ST_{a2} と ST_{b2} を作業とすると、 H_5 が T_a が予約から作業完成の間に T_b の予約や作業が実行されても T_a の契約結果には影響を与えない場合を記述している。

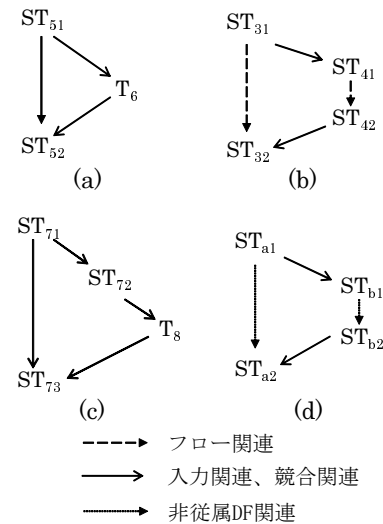


図 7 一貫性の単位からなるスケジュール xH_2 、 xH_3 、 xH_4 と xH_5

5. 内部一貫性と xW 隔離性

本章では、内部一貫性を満たすクラスの性質について検討する。

5.1 内部一貫性と xW 隔離性

定義 6、系 1 と各 ST_{ij} に関する意味論情報 $\mathcal{N}_{ST_{ij}}$ を利

用すると、次の結果が成り立つ。

補題 2 スケジュール xH において、 $ST_{ik} \in xT_i$ によって操作された $\mathcal{N}_{ST_{ik}}$ に含まれていないデータ項目が、 ST_{ik} と推移的な \mathcal{DF} 関連のある一貫性の単位が終了するまで他のトランザクションによって変更されていない等価スケジュールが存在するならば、内部一貫性を満たす。 □

次では内部一貫性の判定グラフを導入する。

[xW 隔離性判定グラフ $xWI(xH)$]

節点集合: xT の各 xT_i の ST_{ij} と H 中の操作に対応する節点からなる。

枝集合: 次のような枝からなる。

(1) 競合関係、 \mathcal{DF} 関連

(2) 一貫性単位 ST_{iu} と ST_{jv} 間に WW、RW 競合が存在し、かつ競合先の操作 $A_j(x)$ によって操作される x が $\mathcal{N}_{ST_{iu}}$ に属さない ($x \notin \mathcal{N}_{ST_{iu}}$) 場合、 ST_{iu} から \mathcal{DF} 関連による経路の終点から ST_{jv} への枝が存在する。

例 7 xH_2 においては、 ST_{51} と T_2 間は WR 競合であり、 T_2 と ST_{52} 間の RW 競合によって新たな枝が生成されないため、 $xWI(xH_2)$ は図 7(a) と同じであり、閉路は存在しない。 xH_3 においては、WR 競合しか存在しないため、 $xWI(xH_3)$ は図 7(b) と同じであり、閉路は存在しない。 xH_4 には、 $ST_{71} <^{\mathcal{DF}} ST_{72}$ 、 $ST_{71} <^{\mathcal{DF}} ST_{73}$ 、が存在する。 ST_{72} が ST_{71} からの \mathcal{DF} 関連の終点なので、 $W_7(x)$ と $W_8(x)$ 間の WW 競合によって新たな枝が生成されないため、 $xWI(xH_4)$ は図 7(c) と同じであり、閉路は存在しない。

xH_5 においては、 $W_a(x)$ と $W_b(x)$ 間の WW 競合に対して $x \in \mathcal{N}_{ST_{a1}}$ なので、種類 (2) の枝が生成されず、 $xWI(xH_5)$ も図 7(d) と同じであり、閉路は存在しない。 □

$WI(H)$ の定義と比べると、WW、RW 競合が存在するときの枝が、競合先の操作のトランザクション終点から後者の変更操作へのものから、 $xWI(xH)$ では競合先の一貫性単位 (ST_{ik}) の \mathcal{DF} 関連による経路の終点から後者の一貫性の単位へのものに変更されている。なお、競合先の一貫性単位 (ST_{ik}) の $\mathcal{N}_{ST_{ik}}$ に属しているデータ項目はその対象外になっている。

$xWI(xH)$ が非巡回である場合、 xT 上のスケジュール xH が xW 隔離性を満たすという。次の結果がある。

補題 3 トランザクション集合 xT 上のスケジュール xH に対して、 xH が内部一貫性を満たすための必要十分条件は、 xH が xW 隔離性を満たすことである。 □

十分性: xH が xW 隔離性を満たす、すなわち $xWI(xH)$ が非巡回ならば、 $xWI(xH)$ の全順序展開が存在する。その全順序展開が各 ST_{ij} の $\mathcal{N}_{ST_{ij}}$ に属さないデータ項目が操作されてから、操作と \mathcal{DF} 関連のある一貫性の単位が終了するまで他のトランザクションによって変更されていない等価スケジュールである。補題 2 より、 xH が内部一貫

性を満たす。

必要性: 内部一貫性を満たすが、閉路が存在とする。閉路が存在することは種類 (2) の枝が存在することを意味する。すなわち、操作されたデータ項目が他のトランザクションによって内部一貫性に影響を与える変更が推移的な \mathcal{DF} 関連のある操作より後に実行される等価スケジュールが存在しないことを意味する。矛盾である。 □

5.2 xWI クラスと WI クラスの比較

WI クラスにおいては、各操作が実行されてからトランザクションの終点操作が終了するまで他のトランザクションによって変更されていない等価なスケジュールの存在を要求している。 xWI クラスにおいては、トランザクションの終点操作の代わりに所属する一貫性単位の推移的な \mathcal{DF} 関連の終点操作が終了するまでと要求している。 H_4 に示しているように一貫性単位の推移的な \mathcal{DF} 関連の終点操作がトランザクションの終点とは限らないので、 xWI クラスが WI クラスより拡大できるようになる。

さらに、非従属 \mathcal{DF} 関連の場合、変更操作の範囲が一貫性単位まで留まる H_5 のような場合も存在するので、 xWI クラスが WI クラスより一層拡大できるようになる。

6. 検索一貫性と xR 隔離性

本章では、検索一貫性を満たすクラスの性質について検討する。

6.1 検索一貫性の単位

定義 6 と系 1 より、トランザクション xT に対する検索一貫性の単位は次のようになる。

定義 13 トランザクション $(xT, <^{\mathcal{D}}, <^{\mathcal{F}}, \mathcal{N})$ に対して、 $ST_i \in xT$ の検索一貫性の単位は、 ST_i への推移的な入力関連 $<^{\mathcal{D}}$ のある ST_j の検索操作の集合 ST_j^R の和集合である ($\bigcup_{ST_i <^{\mathcal{D}} ST_j} ST_j^R$)。 □

ST_i の検索一貫性の単位は ST_i 内の変更操作の検索一貫性の単位中の検索操作の属する一貫性の単位 ST_j の ST_j^R の和集合である。 $<^{\mathcal{D}} \subseteq <$ なので、 ST_i の検索一貫性の単位は先行する検索操作の集合の部分集合である。すべての一貫性の単位が入力関連の同一の経路に属さない限り、 T^R での検索一貫性を要求されることはない。

例 8 H_3 において、一貫性の単位間に入力関連は存在しないため、検索一貫性の単位が一貫性単位ごとに、i.e. $ST_{31}^R, ST_{32}^R, ST_{41}^R, ST_{42}^R$ に細分される。 H_5 においても同様の理由で $ST_{a1}^R, ST_{a2}^R, ST_{b1}^R, ST_{b2}^R$ に細分されるが、 H_4 においては、 ST_{71} からの入力関連 $ST_{71} <^{\mathcal{D}} ST_{72}$ 、 $ST_{71} <^{\mathcal{D}} ST_{73}$ が存在するため、二つの検索一貫性の単位、 $ST_{71}^R \cup ST_{72}^R$ 、 $ST_{71}^R \cup ST_{73}^R$ に分けられる。 ST_{71}^R が二つの検索一貫性の単位の共通部分である。 □

例 8 から分かるように、一貫性の単位 ST_i へのフロー関連は、 ST_i の検索一貫性の単位には影響を与えない。一方、 xH_5 においては、もし ST_{a1} から ST_{a2} へ入力関連が存在するなら、 $R_a(u)$ を T_b より前に、 $R_a(x)$ を T_b より後にも等価移動できないので、検索一貫性を満たせない。言い替えば、非従属 DF 関連という情報は検索一貫性のためには利用できない。

6.2 xR 隔離性

定義 14 トランザクション集合 xT 上のスケジュール xH において、各検索一貫性の単位によって操作されたデータ項目が検索一貫性の単位が終了するまでどのトランザクションによっても変更されていない等価スケジュールが存在するならば、xR 隔離性を満たすという。 □

[xR 隔離性判定グラフ $xRI(xH)$]

節点集合： xT の各 xT_i の一貫性の単位 ST_{ik} に対応する ST_{ik}^R と ST_{ik} からなる。

枝集合：次のような枝からなる。

- (1) 節点間の競合関係と入力関連
- (2) ST_{iu}^R と ST_{jv} ($i \neq j$) 間に入力関連と競合関係による経路が存在する場合、 ST_{iu}^R の属する入力関連の経路の終点の節点 ST_{is} から ST_{jv} への枝が存在する。

例 9 xH_3 から xH_5 の xR 隔離性判定グラフ $xRI(xH_3)$, $xRI(xH_4)$ と $xRI(xH_5)$ が図 8 に示しており、種類 (2) の枝が存在せず、共に非巡回である。

xH_3 と xH_5 は、検索一貫性の単位が一貫性単位ごとに細分されているので、 $xRI(xH_3)$ も $xRI(xH_5)$ も ST_{iu}^R を含む閉路は存在しない。 □

xH_4 においては、もし ST_{72} から ST_{73} への入力関連 $ST_{72} <^D ST_{73}$ が存在するならば、 $xRI(xH_4)$ に ST_{72} から ST_{73} への枝と、 ST_{73} から ST_{81} への枝が図 8(b) に追加されることになる。枝 (ST_{73}^R, ST_{73}) , (ST_{73}, ST_{81}) , (ST_{81}, ST_{73}^R) によって ST_{73}^R を含む閉路が生じる。

補題 4 トランザクション集合 xT 上のスケジュール xH において、 xH が xR 隔離性を満たすための必要十分条件は、 $xRI(xH)$ に ST_{iu}^R を含む閉路が存在しないことである。 □

必要性: $xRI(H)$ に ST_{iu}^R を含む閉路が存在しなければ、 $xRI(H)$ の全順序展開 $<'$ が存在する。 $<'$ において、各検索一貫性の単位によって操作されたデータ項目が検索一貫性の単位が終了するまでどのトランザクションによっても変更されていない。このため、検索一貫性の単位が同一の一貫したデータベースから検索しており、定義 14 より xH が xR 隔離性を満たす。

十分性: xH が xR 隔離性を満たさないが、 $xRI(H)$ に ST_{iu}^R を含む閉路が存在しないとすると、すなわち、同じ検索一貫性の単位に属する ST_{ik}^R と ST_{ij}^R ($ST_{ik}^R < ST_{ij}$ とする) は同

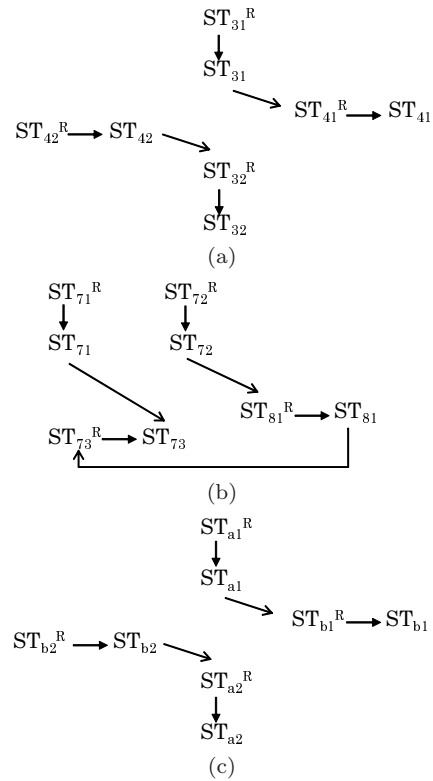


図 8 xR 隔離性判定グラフ $xRI(xH_3)$, $xRI(xH_4)$ と $xRI(xH_5)$

一の一貫したデータベースから検索していないが、 $xRI(H)$ に ST_{ik}^R や ST_{ij}^R を含む閉路が存在しない。 ST_{ik}^R と ST_{ij}^R は同一の一貫したデータベースから検索していないなら、 $xRI(H)$ に ST_{ik}^R から ST_{ij}^R への他のトランザクションの節点 ST_{st} ($s \neq i$) を経由する経路が存在することになる。

同じ検索一貫性の単位に属する ST_{ik}^R と ST_{ij}^R は同一の入力関連の経路の終点への経路が存在する。 ST_{ik}^R から ST_{st} への競合関係による枝が存在するならば、入力関連の経路の終点から ST_{st} への種類 (2) の枝がある。 ST_{ij}^R と ST_{ij} 間の入力関連による枝と ST_{ij}^R から入力関連の終点を通して ST_{st} への経路により、 $xRI(H)$ に ST_{ij}^R を含む閉路が存在することになる (図 9)。矛盾である。 □

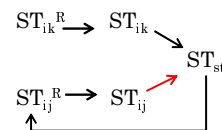


図 9 xR 判定グラフ $xRI(H)$ の性質

明らかに、スケジュール xH において、 H は検索一貫性を満たすための必要十分条件は、 xH が xRI 隔離性を満たすことである。まとめると、次の結果が成り立つ。

定理 3 トランザクション集合 T 上のスケジュール H において、 H が検索一貫性と内部一貫性を満たすための必要十分条件は、その xH が xW 隔離性、xR 隔離性を満たすことである。 □

6.3 xRI クラスと RI クラスの比較

一貫性の単位がトランザクションの真の部分集合になれば、一貫した中間結果を検索できるようになるので、xRI クラスが RI クラスより拡大できるようになる。 H_2 がその例である。さらに、 xT 内の節点が入力関連で複数の経路に分けられれば、検索一貫性の単位が T のすべての検索操作の集合 T^R より縮小できる。検索一貫性の単位の縮小は xRI クラスが RI クラスより一層の拡大につながる。 H_3 がその例である。

図 10 には xRI クラスと RI クラス、xWI クラスと WI クラスの比較関係を示している。 H_2 と H_3 は xRI クラスが RI クラスより拡張されたことより、 H_4 と H_5 は xRI クラスと xWI クラスの両方が拡張できたことにより検索一貫性と内部一貫性を満たすことになっている。

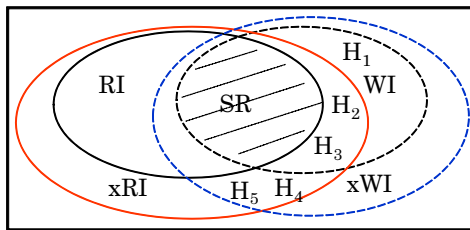


図 10 各種のクラス間関係

7. まとめ

本論文では、トランザクションの 4 種類の意味論情報をトランザクションモデルに取り入れ、各変更操作が正しく実行されるために必要十分条件、すなわち、検索一貫性と内部一貫性を満たすための必要十分条件について検討し、次の結果を示した。

一貫性の単位がトランザクションである場合は、二つの一貫性を満たすための必要十分条件は、隔離性を満たすことになる。一貫性の単位がトランザクションの真部分集合となる場合は、トランザクションが一貫性の単位を節点、入力関連とフロー関連を枝とする有向非巡回グラフとして扱えることになる。検索一貫性を満たすための必要十分条件は、同一の一貫性の単位への推移的な入力関連のある検索操作集合が xR 隔離性を満たし、すなわち、同一の一貫したデータベースから検索していることである。 H_2 と H_3 は xR 隔離性が従来の R 隔離性より拡張できた例である。一方、内部一貫性を満たすための必要十分条件は非従属 DF 関連からの推移的な DF 関連のある操作集合が xW 隔離性を満たし、すなわち、操作されてから操作集合中の操作が終了するまで他のトランザクションによって変更されていない等価スケジュールが存在することである。 H_4 と H_5 は xW 隔離性が従来の W 隔離性より拡張できた例である。

直列可能より拡張された各種の既存研究との位置づけ分析が、今後の課題である。

参考文献

- [1] Agrawal, D., Abbadi, A. E., and Singh, A. K.: Consistency and Orderability: Semantics-Based Correctness Criteria for Databases, *ACM Trans. Database Syst.*, Vol. 18, No. 3, pp. 460-486 (1993).
- [2] Bernstein, P. A., Hadzilacos, V., and Goodman, N.: *Concurrency Control and Recovery in Database Systems*, Addison-Wesley (1987).
- [3] Business Transaction Protocol (BTP). http://www.oasis-open.org/committees/tc_home.php?wg_abbrev=business-transaction (2002).
- [4] Elmagarmid, A. K. (ed.): *Database Transaction Models for Advanced Applications*, Morgan Kaufmann (1992).
- [5] Korth, H. F. and Speegle, G. S.: Formal Model of Correctness without Serializability, *ACM SIGMOD Record*, Vol. 17, Iss. 3, pp. 379-386 (1988).
- [6] Lanotte, R., Maggiolo-Schettini, A., Milazzo, P., and Troina, A.: Modeling Long-Running Transactions with Communicating Hierarchical Timed Automata, *Lecture Notes in Computer Science*, Vol. 4037, pp. 108-122 (2006).
- [7] Little, M.: Transactions and Web Services, *Commun. ACM*, Vol. 46, No. 10, pp. 49-54 (2003).
- [8] Ramamritham, K. and Chrysanthis, P. K.: A Taxonomy of Correctness Criteria in Database Applications, *VLDB Journal: Very Large Data Bases*, Vol. 5, No. 1, pp. 85-97 (1996).
- [9] 徐海燕, 古川哲也: ワークフロートランザクションの隔離性, 情報処理学会論文誌:データベース, Vol. 44, No. SIG 8 (TOD 18), pp. 55-64 (2003).
- [10] 徐海燕, 古川哲也, 史一華: 一貫性と隔離性の細分による並行実行の正当性の検証, 情報処理学会論文誌:データベース, Vol. 2, No. 1, pp. 22-32 (2009).