

一貫性と隔離性の細分による並行実行の正当性の検証

徐 海燕^{†1} 古川 哲也^{†2} 史 一華^{†3}

Web サービスの組み立てによって各種の情報システムが構成されるようになった。そこでは直列可能でない並行実行も正当な実行とされている。本論文では、Web サービスのような一貫性を満たす部分トランザクションから構成されるトランザクションが直列可能でなくても正当であることを理論的に検証する。具体的には、トランザクションの一貫性を検索に関する一貫性、更新に関する一貫性、データ関連に関する一貫性に細分し、それとともなって細分された隔離性は、トランザクションの意味論情報がない場合では隔離性と等価となるが、一貫性を満たす部分トランザクションが存在するならば直列可能でない並行実行も正当となることを示す。さらに、トランザクションの特徴を用いて細分された隔離性ごとに判定方法を検討することにより、直列可能でない並行実行が正当となる理由を明らかにする。

Studying Concurrency Correctness Criteria by Dividing Consistency and Isolation Properties

HAIYAN XU,^{†1} TETSUYA FURUKAWA^{†2} and YIHUA SHI^{†3}

It has become possible to build various systems using Web services as their components. This paper discusses the properties to execute such transactions correctly that consist of Web services as their subtransactions. By dividing consistency and isolation properties into the ones related to read, write and relationship, we prove the following results: If there is no subtransaction satisfies consistency property, a schedule is correct if and only if it is serializable. Otherwise the class of the schedules which satisfy the divided isolations each other, is larger than the serializable class. By applying the characters of Web service transactions to the divided isolations, we explain the properties of non-serializable but correct schedules.

1. はじめに

Web サービスの普及とともに、インターネット上で公開された様々な Web サービスを構成部品として利用し、各種の情報システムを組み立てるようになった。このため、Web サービスのような部分トランザクションから構成されるトランザクションが並行実行時に互いに与える影響について検討する必要がある⁹⁾。直列可能性は並行実行時の一般的な正当性基準であるが²⁾、現実には直列可能でない正当なスケジュールが多く存在する。本論文では、トランザクションの一貫性を、検索に関する一貫性、更新に関する一貫性、データ関連に関する一貫性に細分し、それぞれの一貫性に対応する隔離性を導入する。部分トランザクションが一貫性を満たすなどの特徴を用いて、細分された隔離性ごとに判定方法を検討し、直列可能でない並行実行が正当である理由を明らかにする。

複数の Web サービスから構成されるトランザクションが並行に行われるときに問題が生じることがある。

例 1 ローン申請処理トランザクション T_1 が受付、審査、発行の 3 つのタスク S_{11} , S_{12} , S_{13} から構築されているとする。同じ顧客が複数のローン申請を同時に行った場合、融資できないローンも貸し出してしまう場合が生じる。すなわち、単独実行では審査されたデータと審査結果が満たすデータの一貫性が並行実行時には満たされなくなる場合がある。□

トランザクション管理は、原子性、一貫性、隔離性、耐久性によって表される ACID 属性に基づいている²⁾。トランザクションが隔離性を満たすこと、すなわち、並行実行が直列可能であることが一般的な正当性基準である。しかし、直列可能でない並行実行でも特に問題が生じない場合がある。次の旅行予約がその典型的な例である。

例 2 ホテルと切符の予約からなる旅行予約で、ホテルと切符の両方を予約できれば支払を行うが、一方で予約できなければもう一方をキャンセルするといったように旅行予約が行われるとする。複数の人が同時に旅行予約を行い、隔離性を満たさなくても特に問題は生じない。□

本論文では、一貫性の細分とともに隔離性を検索に関する隔離性、更新に関する隔離

†1 福岡工業大学情報工学部情報工学科

Department of Computer Science and Engineering, Fukuoka Institute of Technology

†2 九州大学大学院経済学研究院経済工学部

Department of Economic Engineering, Kyushu University

†3 西南学院大学商学部経営学科

Department of Business Management, Seinan Gakuin University

性, データ関連に関する隔離性に細分する. トランザクションに関する意味論情報がない場合と部分トランザクションが一貫性を満たす場合のそれぞれについて隔離性の判定方法を検討し, 次の結果を示す.

- トランザクションに関する意味論情報がない場合は, 細分された隔離性はトランザクションの隔離性と等価である.
- 一貫性を満たす真の部分トランザクションが存在する場合は, トランザクションは検索に関する隔離性, データ関連に関する隔離性と, 部分トランザクションの隔離性を満たせばスケジュールは正当となり, 直列可能性は要求されない.

これまでの直列可能性の拡張に関する研究には, 次のものがある^{4),7)}.

[意味論に基づく方式]

一貫性制約に基づいてデータベースのデータを一貫性制約上で関連する部分集合に分け, トランザクションもそれぞれの部分集合の中のデータを操作する部分トランザクションに分ける PW (Predicatewise) 直列可能性基準¹⁰⁾ や, 意味論に基づく競合関係の減少によって等価となるスケジュール集合を拡大する研究¹⁾ が行われている.

[ユーザ定義条件に基づく方式]

検索されるデータ, 実行結果に対して事前条件, 事後条件を明記することによって, 直列可能性を要求しない正当性基準が提案されている^{7),11)}.

[制御方式による対策]

マルチバージョン時刻印方式²⁾, 後退復帰の代わりに補償の部分トランザクションを利用する方式⁴⁾, CAD などの応用分野に対するアドホックなトランザクションモデル⁶⁾, XML データ処理のための施錠方式⁵⁾ が提案されている.

[Web サービスに対する並行処理制御]

Web サービスのような疎結合である結合環境においては, ACID 属性に基づくトランザクション管理の問題⁹⁾ に対処するため, Business Transaction Processing (BTP)³⁾ や, WS-Transaction¹²⁾ が公開されている. 長大トランザクションの形式的な記述などに関する研究も活発に行われている⁸⁾.

正当なクラスを拡大するこれまでの研究アプローチに対し, 本論文は, 一貫性の細分にともなう隔離性の細分によって, 直列可能でないスケジュールが正当である理由を明らかにすることを目的としている.

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^{13),14)}, 設計データベースやワークフロートランザクションを対象としたものである. 文献 15) は, 本研究に関する初期的

な結果について報告している.

本論文は, 次のように構成される. 2 章でトランザクションモデルを定義する. 3 章では, トランザクションの一貫性を検索に関する一貫性, 更新に関する一貫性, データ関連に関する一貫性に細分し, トランザクションに関する意味論情報がない通常の場合では, 3 つの一貫性は検索に関する隔離性と更新に関する隔離性によって実現できるが, 細分された隔離性は従来の隔離性と等価であることを示す. 4 章では, 一貫性を満たす真の部分トランザクションが存在する場合において, それらの特徴を細分された隔離性に個別に適用し, 直列可能でない正当なスケジュールの性質を明らかにする. 5 章は全体のまとめである.

2. トランザクションモデル

本章では, Web サービスのような複数のタスクから構成されるトランザクションモデルについて記述する.

2.1 トランザクション

タスク S_i は, 入力データの集合 I_i と出力データの集合 O_i に対する検索操作と変更操作からなる組 $\langle R_i(I_i), W_i(O_i) \rangle$ である. トランザクション T は, 全順序関連 $<$ を持つタスク S_1, S_2, \dots, S_m の集合である. ただし, 同じデータ項目に対する変更操作は 1 回のみである. したがって, $O_i \cap O_j (i \neq j)$ は空であるが, $I_i \cap I_j (i \neq j)$ は空であるとは限らない. また, トランザクションにおいて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. すなわち, $O_i \subseteq \bigcup_{j=1}^i I_j$ である.

各トランザクションは一貫性を満たす, すなわち, 一貫したデータベースで単独実行された結果のデータベースは一貫している. 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り, 本論文では, 一貫したデータベースから一貫したデータベースの遷移である部分トランザクションを, 一貫性を満たす部分トランザクションと呼び, 部分 T で表す.

同じデータ項目に対する検索操作が複数のタスクに存在することがあり, S_i の出力データが後続の $S_j (j > i)$ によって検索されることもある. 本論文では, 検索されるデータが祖先タスクによって検索または生成された結果であるかどうかを区別するために, それらを内部入力データ, その他を外部入力データと呼ぶ. 内部入力データとなるデータの変更操作は, 他のトランザクションとの競合関係に影響しないので, 例題ではその前の検索操作を省略している場合がある.

例 3 顧客 ID を x_1 , 申請額を x_2 , 経済状況を x_3 , 審査結果を x_4 で表すとする. ローン

申請処理トランザクション T_1 は、次のようにタスク S_{11}, S_{12}, S_{13} からなる。 S_{12} までの実行結果が一貫するならば、 $\{S_{11}, S_{12}\}$ および $\{S_{13}\}$ は部分 T である。

T_1

$$S_{11} : \langle R_{11}\{x_1, x_2\}, W_{11}(\phi) \rangle$$

$$S_{12} : \langle R_{12}\{x_1, x_2, x_3\}, W_{12}\{x_4\} \rangle$$

$$S_{13} : \langle R_{13}\{x_1, x_2, x_4\}, W_{13}\{x_3\} \rangle \quad \square$$

S_i の外部入力データに対する検索操作のみからなるタスクを S_i^R 、全順序関連 $<$ を持つタスク $S_1^R, S_2^R, \dots, S_m^R$ の集合を T^R とする。たとえば、 T_1 での S_{12} に対して x_3 は外部入力データ、 x_1, x_2 は内部入力データであり、 S_{13} に対して x_1, x_2, x_4 すべてが内部入力データなので、 T_1^R は次のようになる。

T_1^R

$$S_{11}^R : \langle R_{11}\{x_1, x_2\}, W_{11}(\phi) \rangle$$

$$S_{12}^R : \langle R_{12}\{x_3\}, W_{12}(\phi) \rangle$$

$$S_{13}^R : \langle R_{13}(\phi), W_{13}(\phi) \rangle$$

2.2 スケジュール

トランザクションの並行実行を表すスケジュールを定義する。

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 $T_i \in T$ の全順序関連 $<_i$ を保持した次のような全順序関係 $<_H$ を持つタスクの集合である。

- $H = \bigcup_i T_i$
- $<_H \supseteq \bigcup_i <_i$ □

タスク $S_{is} \in T_i$ と $S_{jt} \in T_j (i < j)$ に対して、 $I_{is} \cap O_{jt} \neq \phi, O_{is} \cap O_{jt} \neq \phi, O_{is} \cap I_{jt} \neq \phi$ ならば、 S_{is} と S_{jt} 間にはそれぞれ RW 競合、WW 競合、WR 競合が存在するという。

例 4 図 1 は顧客 x_1 がそれぞれ申請額が x_2 と x_2' である 2 件のローンを同時に申請するスケジュール H_1 を示している。 S_{13} と $S_{22}, S_{23} (S_{23}$ と $S_{12}, S_{13})$ が x_3 に対する操作によって競合している。 □

T 上の 2 つのスケジュール H と H' は、競合するタスク S_{is} と $S_{jt} (i \neq j)$ 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。

例 5 トランザクション T_3 および T_4 で、ホテル予約の予約数、回答数、支払金額を h_r, h_a, h_p 、および h'_r, h'_a, h'_p で、切符予約の予約数、回答数、支払金額を t'_r, t'_a, t'_p 、および t_r, t_a, t_p で表すとする。また、ホテルの利用可能数を h_b 、切符予約の利用可能数を t_b と

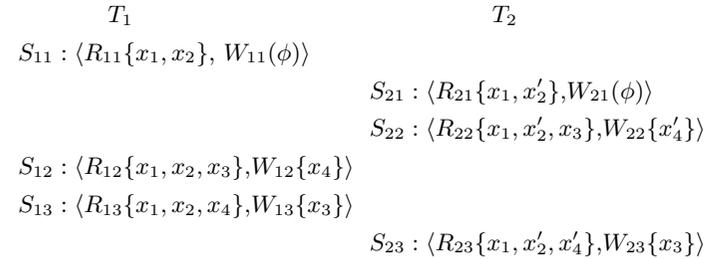


図 1 ローン 2 件を同時に申し込むスケジュール H_1
Fig. 1 Loan approval schedule H_1 .

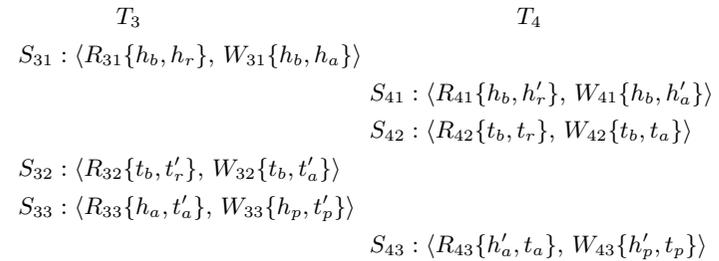


図 2 旅行予約スケジュール H_2
Fig. 2 Reservation schedule H_2 .

する。旅行予約トランザクション T_3 および T_4 は、ホテル予約、切符予約、支払の 3 つのタスク S_{31}, S_{32}, S_{33} および S_{41}, S_{42}, S_{43} から構成されているとする。旅行予約スケジュール H_2 は、ホテル予約は T_3, T_4 の順で、切符予約は T_4, T_3 の順で行うとする(図 2)。 S_{33} では h_a と t'_a が、 S_{43} では h'_a と t_a が内部入力データである。また、各タスクの終了時のデータベースは一貫しており、各タスクはそれのみで部分 T となる。 □

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。 □

H が隔離性を満たすことは、スケジュール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⁾。

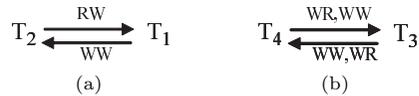


図 3 直列可能性グラフ $SG(H_1)$ と $SG(H_2)$
Fig. 3 Serialization graph $SG(H_1)$ and $SG(H_2)$.

[直列可能性判定グラフ $SG(H)$]

節点集合： T の各 T_i に対応する節点からなる .

枝集合： トランザクション T_i, T_j 間に WR, WW, RW の競合が存在すれば, T_i から T_j へのラベル WR, WW, RW の枝が存在する .

$SG(H)$ で閉路に含まれるトランザクションは H において隔離性を満たさず, $SG(H)$ に閉路が存在しないことはスケジュール H が直列可能であるための必要十分条件である . 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 .

$SG(H_1), SG(H_2)$ をそれぞれ図 3 (a), (b) に示している . T_1 と T_2 間, T_3 と T_4 間に閉路が存在するので, $T_i (i = 1, 2, 3, 4)$ は隔離性を満たさず, H_1 と H_2 は直列可能ではない (SR に属さない) .

3. スケジュールの正当性

本章では, トランザクションの一貫性を検索に関する一貫性, 更新に関する一貫性, データ関連に関する一貫性に細分した正当性基準を提案する . さらに, それにともなって隔離性の細分も行い, トランザクションに関する意味論情報がない場合は, 細分された隔離性は隔離性と等価であることを示す .

3.1 正当性基準

トランザクションが一貫したデータベースで個別に実行されるとき, 検索された外部入力データは一貫している . また, 内部入力データはトランザクションのその他の操作されたデータ項目と一貫してしており, 終了時のデータベースも一貫している . トランザクションの一貫性を, これに対応して細分する .

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 の実行は, 検索した外部入力データが一貫しているとき検索一貫性を, 終了時のデータベースが一貫している等価なスケジュールが存在するとき DB 一貫性を, 内部入力データが一貫しているとき内部一貫性を満たすといい, 検索一貫性, DB 一貫性, 内部一貫性を満たすトランザクションの実行は正当であるという . □

明らかに, 一貫したデータベースでトランザクションが個別に実行されるときに, その実行は正当である . T 上のスケジュール H に対して T のすべてのトランザクションの実行が正当であれば, H の終了時のデータベースは一貫しているので, データベースに対しても正しく実行されている .

定義 4 トランザクション集合 T 上のスケジュール H は, T のすべてのトランザクションの実行が正当であるとき, 正当である . □

3.2 W 隔離性

本節からは, 一貫性の細分にともなって隔離性の細分を試みる . まず, 更新に関する隔離性を導入する .

定義 5 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 . T のすべてのトランザクションが W 隔離性を満たすとき, H は W 隔離性を満たすという . □

[W 隔離性判定グラフ $WI(H)$]

節点集合： T の各 T_i のタスク S_{ij} 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) $S_{iu} <_i S_{iv}$ なら, S_{iu} から S_{iv} への枝が存在する .
- (2) $S_{iu} <_H S_{jv}$ かつ S_{iu} と S_{jv} が競合するなら, S_{iu} から S_{jv} への枝が存在する .
- (3) $S_{iu} <_H S_{jv}$ かつ S_{iu} と S_{jv} 間に WW, RW 競合が存在するなら, T_i の最後のタスクから S_{jv} への枝が存在する .

図 4 (a), (b) にそれぞれ $WI(H_1), WI(H_2)$ を示している . $WI(H_1)$ には S_{13} と S_{23} の間に, $WI(H_2)$ には S_{32}, S_{33} と S_{41}, S_{42}, S_{43} の間に閉路が存在する .

補題 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, $WI(H)$ が非巡回であることは, H が W 隔離性を満たすための必要十分条件である . □

必要性： $WI(H)$ が非巡回ならば, 全順序展開が存在する . $WI(H)$ の全順序展開 H' において, 種類 (1) と (2) の枝によって H と H' が等価であることが保証され, 種類 (1) と (3) の枝によって, T_i によって操作されたデータが T_i 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ことが保証される . このため, H は W 隔離性を満たす .

十分性： H が W 隔離性を満たすならば, 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変更されていない等価な H' が存在する . W 隔離性の判定グラフの定義により, $WI(H')$ においてすべての枝が H' の実行順序に沿っているので, 閉路

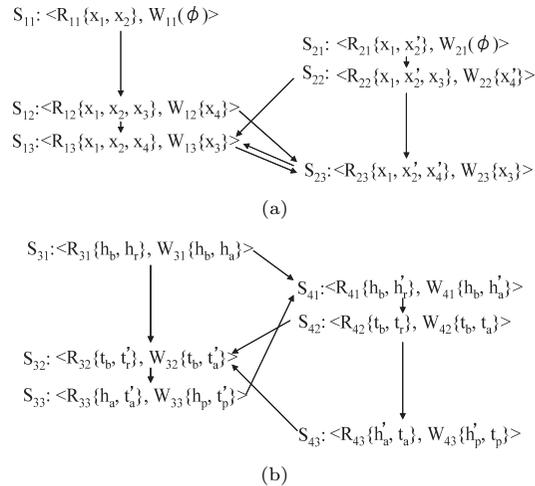


図 4 W 隔離性判定グラフ $WI(H_1)$ と $WI(H_2)$
Fig. 4 W-Isolation graph $WI(H_1)$ and $WI(H_2)$.

は存在しえない。同様に W 隔離性の判定グラフの定義により、等価な H と H' に対して、 $WI(H)$ と $WI(H')$ は同一である。したがって、 $WI(H')$ が非巡回なら、 $WI(H)$ も非巡回である。

W 隔離性を満たすスケジュールからなるクラスを WI とする。 H_1 と H_2 は WI に属さない。 H が W 隔離性を満たすとき、明らかに T のトランザクションは内部一貫性を満たす。

H が隔離性を満たさない原因が WR 競合によらないものであるとき、 H は W 隔離性を満たさない。

補題 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、 $SG(H)$ 中に WW 枝と RW 枝のみによる閉路が存在すれば、 $WI(H)$ においても閉路が存在する。

証明： $SG(H)$ 中の WW 枝と RW 枝のみによる閉路に、 $T_{i_1}, T_{i_2}, \dots, T_{i_u}$ が含まれているとする。WW 競合関係と RW 競合関係中の後の W 操作を含むタスクを $S_{i_j k}$ とする。 $WI(H)$ の定義より、 $WI(H)$ において $\{S_{i_j k}, S_{i_j m} \mid j = 1, 2, \dots, u\}$ に属するタスク間に閉路が存在する。

3.3 R 隔離性

本節では、検索に関する隔離性を導入し、細分される隔離性と隔離性が等価であることを

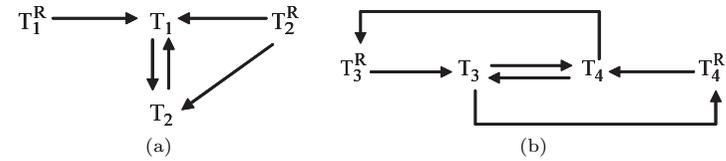


図 5 R 隔離性判定グラフ $RI(H_1)$ と $RI(H_2)$
Fig. 5 R-Isolation graph $RI(H_1)$ and $RI(H_2)$.

示す。

定義 6 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 の T_i^R によって検索されたデータ項目が、 T_i^R が終了するまで T のどのトランザクションによっても変更されておらず、かつ T_i^R が T のトランザクション T_j ($j \neq i$) の実行結果を検索しているならば T_j によって変更されたデータ項目が T_j が終了するまで T_i^R によって検索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 R 隔離性を満たすとき、 H は R 隔離性を満たすという。

[R 隔離性判定グラフ $RI(H)$]

節点集合： T の各 T_i と T_i^R に対応する節点からなる。

枝集合：節点間の競合関係を枝とする。

例 6 $RI(H_1)$ と $RI(H_2)$ が図 5 (a) と (b) に示されている。 $RI(H_1)$ には T_i^R ($i = 1, 2$) を含む閉路は存在しないが、 $RI(H_2)$ には T_3^R と T_4^R を含む閉路が存在する。

補題 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、 $RI(H)$ に T_i^R を含む閉路が存在しないことは、 H が R 隔離性を満たすための必要十分条件である。

必要性： H が R 隔離性を満たさないとき、R 隔離性を満たさない $T_i \in T$ が存在する。そのような T_i に対して、 T_i^R によって検索されたデータ項目が T_i^R が終了するまで T の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なスケジュール、または T_i^R が $T_j \in T$ ($j \neq i$) の実行結果を検索している等価なスケジュールは存在しない。いずれの場合も $RI(H)$ に T_i^R を含む閉路が存在する。したがって、 $RI(H)$ に T_i^R を含む閉路が存在しないとき、 H は R 隔離性を満たす。

十分性： H が R 隔離性を満たす、すなわち、すべての $T_i \in T$ が R 隔離性を満たすならば、定義 6 より T_i^R によって検索されたデータ項目は、 T_i^R が終了するまで T のどのトランザクションによっても変更されておらず、かつ T_i^R は $T_j \in T$ ($j \neq i$) の実行結果を検索しているならば、 T_j によって変更されたデータ項目は T_j が終了するまで T_i^R によって検索され

ていない等価なスケジュール H' が存在する。 H' の R 隔離性判定グラフ $RI(H')$ に T_i^R を含む閉路は存在しない。 H と H' は等価なので競合関係は等しく、 $RI(H)$ と $RI(H')$ は同一である。したがって、 $RI(H)$ にも T_i^R を含む閉路は存在しない。 □

R 隔離性を満たすスケジュールからなるクラスを **RI** とすると、 H_1 は **RI** に属すが、 **WI** には属さない。 H_2 は **RI** にも **WI** にも属さない。

H が隔離性を満たさない原因が R 隔離性を満たさないことにのみにある場合もある。

例 7 図 6 (a) に示している H_3 において、 T_6 は T_5 の中間結果を検索しているので隔離性を満たさない。 $RI(H_3)$ (図 6 (b)) には T_6^R を含む閉路が存在するので、 H_3 は **RI** に属さない。一方、 $WI(H_3)$ (図 6 (c)) には閉路は存在しないので、 H_3 は **WI** に属する。すなわち、 **SR** に属さない H_3 は、 **WI** には属するが、 **RI** には属さない。 □

H が隔離性を満たさない原因が WR 競合を含むとき、 H は R 隔離性を満たさない。

補題 4 トランザクション集合 T 上のスケジュール H において、 $SG(H)$ に T_i への WR 枝を含む閉路が存在すれば、 $RI(H)$ に T_i^R を含む閉路が存在する。 □

証明： $SG(H)$ に T_j から T_i への WR 枝を含む閉路が存在するならば、 $RI(H)$ に T_j から T_i^R への枝が存在する。 $SG(H)$ の閉路中の T_i から出る枝が RW 枝ならば、 $RI(H)$ に

T_i^R を含む閉路が存在する。一方、 T_i から出る枝が WR 枝ならば、 T_i において変更されるデータはその前に検索されるため、 $RI(H)$ に T_j から T_i^R への WR 競合による枝と T_i^R から T_i への RW 競合による枝が存在する。したがって、いずれの場合も $RI(H)$ に T_i^R を含む閉路が存在する。 □

補題 1~4 より、隔離性は W 隔離性と R 隔離性に分割して考えることができる。

定理 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、 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。 □

必要性：各 T_i が W 隔離性を満たすならば、補題 1、補題 2 より、 $SG(H)$ に WR 競合を含まない閉路は存在しない。一方、各 T_i が R 隔離性を満たすならば、補題 3、補題 4 より、 $SG(H)$ に WR 競合を含む閉路は存在しない。すなわち、各 T_i が W 隔離性と R 隔離性を満たすならば、 $SG(H)$ にいかなる閉路も存在しない。よって、 H は隔離性を満たす。十分性： H が隔離性を満たすなら、等価な直列スケジュール H' が存在する。明らかに H' は R 隔離性と W 隔離性を満たす。 □

トランザクションは **RI** 中のスケジュールでは検索一貫性を、 **WI** 中のスケジュールでは内部一貫性を、 **WI** ∩ **RI** 中のスケジュールでは DB 一貫性を満たす。このため、 **WI** ∩ **RI** に属するスケジュールは正当である。定理 1 より、 **WI** ∩ **RI** は **SR** であり、 H が直列可能であることは H が正当であるための必要十分条件となる。

4. 部分トランザクションによる正当性

本章では、部分 T が存在するという長大トランザクションの特徴に対して、細分された一貫性に対応する個々の隔離性の性質を検討する。

4.1 xR 隔離性

R 隔離性を満たすことにより、他のトランザクションの実行結果が検索対象となり、トランザクションは検索一貫性を満たす。部分 T が存在すれば、部分 T の実行結果も一貫したデータであり、検索対象に含めることができる。これにより、部分 T に対応する R 隔離性を次のように拡張する。

定義 7 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 の T_i^R によって検索されたデータ項目が、 T_i^R が終了するまで T のどの部分 T によっても変更されておらず、さらに、 T_i^R がある部分 T の実行結果を検索しているならばその部分 T によって変更されたデータ項目が部分 T が終了するまで T_i^R によって検索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 xR 隔離性を満たすという。 T のすべてのトラン

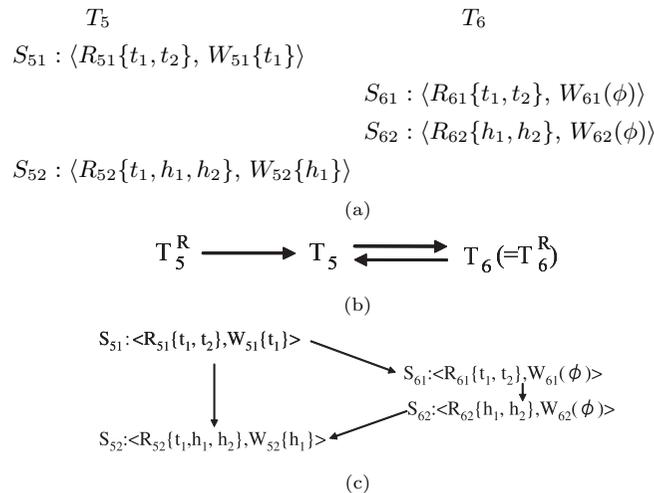


図 6 スケジュール H_3 とその $RI(H_3)$ と $WI(H_3)$
 Fig. 6 Schedule H_3 and its $RI(H_3)$ and $WI(H_3)$.

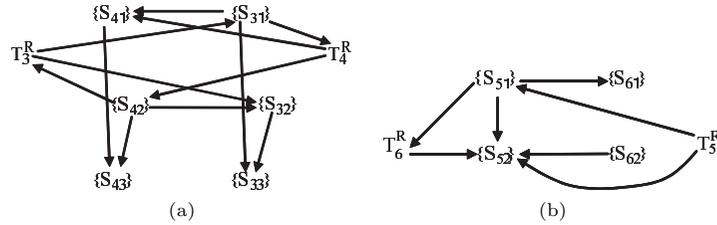


図 7 xR 隔離性判定グラフ $xRI(H_2)$ と $xRI(H_3)$
Fig. 7 xR-Isolation graph $xRI(H_2)$ and $xRI(H_3)$.

ザクションが xR 隔離性を満たすとき, H は xR 隔離性を満たすという. □

[xR 隔離性判定グラフ $xRI(H)$]

節点集合: T の各 T_i の部分 T と T_i^R に対応する節点からなる.

枝集合: 節点間の競合関係を枝とする.

例 8 T_3 と T_4 中の各タスクはそれのみで部分 T となるので, $xRI(H_2)$ は図 7(a) となる. $T_3^R, \{S_{31}\}, T_4^R, \{S_{42}\}$ 間には閉路が存在するが, T_3^R と部分 T からなる閉路や T_4^R と部分 T からなる閉路は存在しない. 一方, T_5 と T_6 の各タスクもそれのみで部分 T となるとすると, $xRI(H_3)$ には図 7(b) に示しているように閉路は存在しない. □

検索操作しか含まない T_i^R と T_j^R は競合しないので, 次の結果が成り立つ.

補題 5 トランザクション集合 T 上のスケジュール H において, $xRI(H)$ に 1 つの T_i^R と部分 T からなる閉路が存在しないことは, H が xR 隔離性を満たすための必要十分条件である. □

必要性: H が xR 隔離性を満たさないとき, xR 隔離性を満たさない $T_i \in T$ が存在する. そのような T_i に対して, T_i^R によって検索されたデータ項目が T_i^R が終了するまで T のどの部分 T によっても変更されていない等価なスケジュール, または T_i^R がある部分 T の実行結果を検索しているならばその部分 T によって変更されたデータ項目が部分 T が終了するまで T_i^R によって検索されていない等価なスケジュールは存在しない. いずれの場合も $xRI(H)$ に T_i^R を含む閉路が存在する. したがって, $xRI(H)$ に T_i^R を含む閉路が存在しないとき, H は xR 隔離性を満たす.

十分性: H が xR 隔離性を満たす, すなわち, すべての $T_i \in T$ が xR 隔離性を満たすならば, 定義 7 より $T_i \in T$ の T_i^R によって検索されたデータ項目は T_i^R が終了するまで T のどの部分 T によっても変更されておらず, T_i^R がある部分 T の実行結果を検索しているな

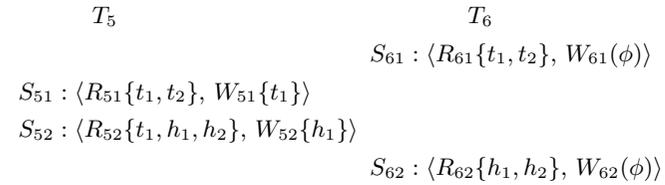


図 8 スケジュール H_4 とその $xRI(H_4)$
Fig. 8 Schedule H_4 and its $xRI(H_4)$.

らばその部分 T によって変更されたデータ項目は部分 T が終了するまで T_i^R によって検索されていない等価なスケジュール H' が存在する. H' の xR 隔離性判定グラフ $xRI(H')$ に 1 つの T_i^R と部分 T からなる閉路は存在しない. H と H' は等価なので競合関係は等しく, $RI(H)$ と $RI(H')$ は同一である. したがって, $RI(H)$ にも 1 つの T_i^R と部分 T からなる閉路は存在しない. □

xR 隔離性を満たすスケジュールからなるクラスを xRI とする. 明らかに, RI に属するスケジュールは, xRI にも属する. RI に属さない H_2, H_3 は, xRI に属するので, xRI は RI の超クラスである.

T 上のスケジュール H に対して, 部分 T が隔離性を満たすとき, H は S 隔離性を満たすという. S 隔離性を満たすスケジュールからなるクラスを SSR とする. SSR に属するスケジュールは, xRI に属するとは限らない.

例 9 T_5 と T_6 を $S_{61}, S_{51}, S_{52}, S_{62}$ という順で実行したスケジュールを H_4 (図 8(a)) とする. 図 8(b) に示している $xRI(H_4)$ には T_6^R と部分 T からなる閉路が存在する. □

スケジュールの正当性は, 部分 T の存在まで考えると, xR 隔離性と S 隔離性で規定できる.

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 のすべてのトランザクションが内部一貫性を満たしているとき, H が xR 隔離性と S 隔離性を満たすことは, H が正当であるための必要十分条件である. □

必要性： H が S 隔離性を満たすならば、部分 T が直列である等価な H' が存在する。部分 T は一貫性を満たすので、 H' において各部分 T の実行終了時のデータベースは一貫している。したがって、各 T_i 終了時のデータベースが一貫している等価な H' が存在するので、 $T_i \in T$ は DB 一貫性を満たす。

各部分 T の実行終了時のデータベースが一貫していることに、 $T_i \in T$ が xR 隔離性を満たすことを加えると、 $T_i \in T$ が検索一貫性を満たすことが保証される。このため、 T のすべてのトランザクションが内部一貫性を満たしているとき、 H が xR 隔離性と S 隔離性を満たせば、 H は正当である。

十分性： T のすべてのトランザクションが内部一貫性を満たしても、 H が S 隔離性を満たさないと、部分 T の終了時点でのデータベースの一貫性が保証できなくなるので、 H が S 隔離性を満たすことが必要である。さらに、部分 T の終了時点でのデータベースは一貫していても、 $T_i \in T$ が xR 隔離性を満たさないと、 T_i は検索一貫性を満たすことが保証できなくなるので、 $T_i \in T$ の xR 隔離性も必要である。□

H が W 隔離性を満たせば T のトランザクションは内部一貫性を満たすので、定理 2 より、 $xRI \cap SSR \cap WI$ に属するスケジュールは正当である。直列可能でない H_3 は $xRI \cap SSR \cap WI$ に属するので、正当である。

4.2 xW 隔離性

H が W 隔離性を満たせば T のトランザクションは内部一貫性を満たすが、内部入力データの一貫性にトランザクションのすべての操作が関わっているとは限らない。本節では、それぞれのトランザクションの構造や意味論に対応した xW 隔離性を導入する。

祖先タスクによって検索されたデータ項目 x 、または変更されたデータ項目 x が後続のタスクによって再び検索されたとき、 x は内部入力データとなる。内部一貫性は、内部入力データ x と祖先タスクによって操作されたデータ項目間の一貫性である。

内部一貫性を検討するために、操作されたデータが他のトランザクションによって変更されたら、後に操作されるデータの一貫性に影響を与えることを操作間のデータ従属性として表す。検索されたデータが祖先タスクによって操作されたものであるとき、その値が一致しなければならない場合があり、祖先タスクの操作と内部入力データに対する検索操作は、データ従属性の候補となる。

$$(1) (R_i(x), R_j(x)) (i < j)$$

$$(2) (W_i(x), R_j(x)) (i < j)$$

変更操作は、そこまで検索された値に基づいていれば、同一タスク内の検索操作と変更操

作もデータ従属性の候補となる。

$$(3) (R_i(x), W_i(y)) (R_i(x) < W_i(y))$$

また、(3) と (2) の推移関連もデータ従属性の候補である。以上が与えられたトランザクションから得られるすべての候補である。

T_1 において、データ従属性の候補は次のようになる。

$$1) (R_{11}(x_1), R_{12}(x_1)), (R_{11}(x_2), R_{12}(x_2)), (R_{12}(x_1), R_{13}(x_1)), (R_{12}(x_2), R_{13}(x_2))$$

$$2) (W_{12}(x_4), R_{13}(x_4))$$

$$3) (R_{12}(x_1), W_{12}(x_4)), (R_{12}(x_2), W_{12}(x_4)), (R_{12}(x_3), W_{12}(x_4)), (R_{13}(x_1), W_{13}(x_3)), (R_{13}(x_2), W_{13}(x_3)), (R_{13}(x_4), W_{13}(x_3))$$

また、(3) と (2) の推移関連は次のようになる。

$$(R_{12}(x_1), R_{13}(x_4)), (R_{12}(x_2), R_{13}(x_4)), (R_{12}(x_3), R_{13}(x_4))$$

一方、 T_3 において、 $R_{33}(h_a)$ とのデータ従属性の候補は、次のようになる。

$$(R_{31}(h_r), R_{33}(h_a)), (R_{31}(h_b), R_{33}(h_a)), (W_{31}(h_a), R_{33}(h_a))$$

操作されたデータの他のトランザクションによる変更が後に操作されるデータに影響するならば、それらの操作間にデータ従属性が存在する、という方針でトランザクションの意味論に基づいて候補からデータ従属性を定める。

具体的に T_1 においては、 S_{12} 終了後に経済状況 x_3 が T_2 によって変更されると、 S_{12} の審査結果 x_4 が成り立たなくなるという影響を受ける可能性がある。このため、 T_1 においてすべての候補がデータ従属性となる。一方、 T_3 においては、 S_{31} 終了後にホテル予約可能数 h_b が T_4 によって変更されても S_{31} の回答数 h_a は影響を受けない。このため、 T_3 において、候補から $(R_{31}(h_b), R_{33}(h_a))$ を除き、データ従属性は次のようになる。

$$(R_{31}(h_r), R_{33}(h_a)), (W_{31}(h_a), R_{33}(h_a))$$

したがって、内部入力データ x とデータ従属性のある操作の値が、内部入力データ x に対する検索操作 $R_i(x)$ まで保たれていれば、 T_i は内部一貫性を満たす。同様に、データ従属性を用いて内部一貫性を保証するための xW 隔離性を定義する。

定義 8 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 によって実行された操作が、データ従属性のある操作の実行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が存在するならば、 T_i は xW 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 xW 隔離性を満たすとき、 H は xW 隔離性を満たすという。□

[xW 隔離性判定グラフ $xWI(H)$]

節点集合: T の各 T_i のタスク S_{ij} 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) $S_{iu} <_i S_{iv}$ なら, S_{iu} から S_{iv} への枝が存在する.
- (2) $S_{iu} <_H S_{jv}$ かつ S_{iu} と S_{jv} が競合するなら, S_{iu} から S_{jv} への枝が存在する.
- (3) $S_{iu} <_H S_{jv}$ かつ S_{iu} と S_{jv} 間に WW, RW 競合が存在するなら, S_{iu} 中の競合している操作とデータ従属性を持つ後続のタスク中の最後のタスクから S_{jv} への枝が存在する.

H_1 には S_{12} と S_{23} 間に x_3 に対する操作による RW 競合が存在し, データ従属性 $(R_{12}(x_3), R_{13}(x_4))$ が存在するので, $xWI(H_1)$ に S_{13} から S_{23} への種類 (3) の枝が存在する. 同様に S_{23} から S_{13} への種類 (3) の枝も存在する. したがって, $xWI(H_1)$ は $WI(H_1)$ と同一となり, 閉路が存在する. 一方, T_3 に対しては, 予約数 h_r と回答数 h_a は T_4 によって変更されていないので, $xWI(H_2)$ には T_3 のタスクから T_4 のタスクへの種類 (3) の枝は存在しない. 同様に T_4 のタスクから T_3 のタスクへの種類 (3) の枝も存在しない. したがって, $xWI(H_2)$ には閉路が存在しない.

補題 6 トランザクション集合 T 上のスケジュール H において, $xWI(H)$ が非巡回であることは, H が xW 隔離性を満たすための必要十分条件である. □

必要性: $xWI(H)$ が非巡回なら, 全順序展開が存在する. 全順序展開においては, 操作されたデータ項目が, 所属する操作とデータ従属性のある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ので, H は xW 隔離性を満たす.

十分性: 各 $T_i \in T$ が xW 隔離性を満たすなら, 操作されたデータ項目が, 所属する操作とデータ従属性の持つ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 H' が存在し, $xWI(H')$ は非巡回である. H と H' は等価なので, $xWI(H)$ と $xWI(H')$ は同一である. このため, $xWI(H)$ が非巡回なら $xWI(H')$ も非巡回である. □

xW 隔離性を満たすスケジュールからなるクラスを xWI とする. H_2 は xWI に属するが, H_1 は xWI に属さない.

内部入力データに対する検索操作が内部入力データと一貫性に関連のある操作のみとデータ従属性が存在するので, 内部一貫性と xW 隔離性は等価である.

補題 7 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 のすべてのトランザクションが内部一貫性を満たすための必要十分条件は, H が xW 隔離性を満たすことである. □

スケジュールの正当性は, xR 隔離性, S 隔離性, xW 隔離性で表すことができる.

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 xR 隔離性, S 隔離性, xW 隔離性を満たすことは, H が正当であるための必要十分条件である. □

証明: 定理 2 より, T のすべてのトランザクションが内部一貫性を満たしているとき, H が xR 隔離性と S 隔離性を満たすことは, H が正当であるための必要十分条件である. 補題 7 より, 内部一貫性を満たすことは xW 隔離性を満たすことと等価であるため, 定理が成り立つ. □

直列可能でない H_2 は xRI \cap SSR \cap xWI に属するので, 正当である.

4.3 正当なスケジュールの性質

スケジュール H が xRI \cap SSR \cap xWI に属することは, H が正当であるための必要十分条件である. SSR に属することは部分 T が R 隔離性と W 隔離性を満たすことに相当する. このため, スケジュールが正当であるためには, 検索操作に対しては部分 T の R 隔離性とトランザクションの xR 隔離性を, 変更操作に対しては部分 T の W 隔離性とトランザクションの xW 隔離性を満たすことが要求される. トランザクションが xR 隔離性を満たせば部分 T が R 隔離性を満たすので, 最終的に次のように要約できる.

- 検索操作: 各トランザクション T_i の外部入力データに対する検索操作 (T_i^R) が, 他のトランザクションの部分 T の実行結果を検索している.
- 変更操作: 操作されたデータが, 所属部分 T および所属操作とデータ従属性のある操作の実行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が存在する.

すなわち, 直列可能性による正当性基準では検索操作は他のトランザクションの実行結果であるのに対し, 部分 T の実行結果であればよい. 変更操作に対しては, 直列可能性による正当性基準ではトランザクションが終了するまで変更されていない等価なスケジュールが存在する必要があるのに対し, 所属部分 T および所属操作とデータ従属性のある操作が終了するまで変更されていない等価なスケジュールが存在すればよい.

一方, トランザクション全体にデータ従属性が存在するとき, xW 隔離性は W 隔離性となり, 正当なスケジュールは xRI \cap SSR \cap WI となる. さらに, 部分 T が存在しないとき, xR 隔離性は R 隔離性, S 隔離性は WI \cap RI となり, 正当なクラスは WI \cap RI となる. これは SR に一致するので, 本論文の結果は直列可能性による正当性基準の自然な拡張となっている.

5. ま と め

本論文では、トランザクションの一貫性を検索に関する一貫性、更新に関する一貫性、データ関連に関する一貫性に細分し、競合等価に基づいて並行実行時にそれらの一貫性に対応する個々の隔離性の性質について検討した。一貫性を満たす部分トランザクションが存在しない通常の場合では、トランザクションの隔離性が正当性基準になるが、部分トランザクションが一貫性を満たす場合は、トランザクションの検索に関する隔離性 (xR 隔離性)、更新に関する隔離性 (W 隔離性)、部分トランザクションの隔離性 (S 隔離性) によって正当性が保証できることを示した。また、内部入力データとの関連を分析することにより、xW 隔離性を導入し、トランザクションの検索に関する隔離性 (xR 隔離性)、内部一貫性に関する隔離性 (xW 隔離性)、部分トランザクションの隔離性 (S 隔離性) によって正当性が保証できることを示した。さらに、各種の隔離性の判定方法を導入することによって、直列可能でない並行実行が正当である理由を明らかにした。

本論文の結果は、Web サービストランザクションやワークフロートランザクションなどに適用できる。また、既存の研究によって提案された各種のクラスの性質の分析、データ従属性に基づくトランザクションの設計法の検討にも応用できる。

謝辞 本研究の一部は文部科学省科学研究費補助金基盤 (C) (課題番号: 18500748) の助成を受けている。

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) (2002). http://www.oasis-open.org/committees/tc_home.php?wg_abbrev=business-transaction
- 4) Elmagarmid, A.K. (Ed.): *Database Transaction Models for Advanced Applications*, Morgan Kaufmann (1992).
- 5) Haustein, M.P. and Harder, T.: Optimizing Lock Protocols for Native XML Processing, *Data & Knowledge Eng.*, Vol.65, pp.147-173 (2008).
- 6) Kim, W., Lorle, R., McNabb, D. and Plouffe, W.: A Transaction Mechanism for Engineering Design Databases, *Proc. 10th Conf. on Very Large Databases* (1984).

- 7) Korth, H.F. and Speegle, G.S.: Formal Model of Correctness without Serializability, *ACM SIGMOD Record*, Vol.17, Iss.3, pp.379-386 (1988).
- 8) 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).
- 9) Little, M.: Transactions and Web Services, *Comm. ACM*, Vol.46, No.10, pp.49-54 (2003).
- 10) 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).
- 11) Reuter, A. and Schwenkreis, F.: ConTracts—A Low-Level Mechanism for Building General-Purpose Workflow Management Systems, *IEEE Data Eng. Bulletin*, Vol.18, pp.4-10 (1995).
- 12) Web Services Transaction (WS-Transaction) (2002). <http://www-106.ibm.com/developerworks/webservices/library/ws-transpec/>
- 13) 徐 海燕, 古川哲也, 史 一華: 一貫性情報を用いたデータベースの並行処理制御, 情報処理学会論文誌, Vol.35, No.12, pp.2752-2761 (1994).
- 14) 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).
- 15) 徐 海燕, 古川哲也, 史 一華: 隔離性の分割による正当なスケジュールの検討, 日本データベース学会 Letters, Vol.6, No.3, pp.21-24 (2007).

(平成 20 年 9 月 20 日受付)

(平成 21 年 1 月 7 日採録)

(担当編集委員 大森 匡)



徐 海燕 (正会員)

福岡工業大学情報工学部情報工学科教授。平成 2 年九州大学大学院博士後期課程修了。工学博士。並行処理制御, Web 型情報システム等の研究に従事。ACM, IEEE Computer Society, 電子情報通信学会, 日本データベース学会各会員。



古川 哲也 (正会員)

九州大学大学院経済学研究院教授。昭和 63 年九州大学大学院博士後期課程修了。工学博士。データベースの設計論・質問処理論，情報システムの研究に従事。電子情報通信学会，ACM，IEEE Computer Society，日本 OR 学会，日本データベース学会等各会員。



史 一華

西南学院大学商学部教授。平成 4 年九州大学大学院博士後期課程修了。理学博士。Web 型教育支援システム，Web サービス，知識ベースシステム等の研究に従事。電子情報通信学会，人工知能学会，日本データベース学会各会員。