

# 隔離性の分割による正当なスケジュールの検討

Dividing Isolation Property to Analyze Correctness of Schedules

徐海燕 古川哲也 史一華

Haiyan XU Tetsuya FURUKAWA  
Yihua SHI

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。本論文では、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も正しく実行されるための性質について検討する。具体的には、各トランザクションが検索するデータの一貫性を保証するための R 隔離性と、全体での実行結果の一貫性を保証するための W 隔離性を定義し、各トランザクションがそれらを満たすことはスケジュールが直列可能であるための必要十分条件であることを証明する。中間結果の一貫性情報に基づく R 隔離性の拡張と、競合関係に関する一貫性情報に基づく W 隔離性の拡張により、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。

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 the isolation property to R-isolation and W-isolation, we proof the result that a schedule is serializable if and only if it satisfies R-isolation and W-isolation. R-isolation and W-isolation are extended with the consistency information of consistent intermediate results and the consistency information about conflict relation between subtransactions, respectively, which explains the properties of non-serializable but correct schedules.

## 1. はじめに

Web サービスの普及に伴って、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<sup>2)</sup>。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<sup>1)</sup>、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、隔離性を R 隔離性と W 隔離性に分割し、それらを一貫性情報に基づいて拡張することによって、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。

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、発行という 3 つの部分トランザクション  $S_{11}, S_{12}, S_{13}$  から構築されているとする。 $T_1$  では、複数件の融資申請を同時に行った場合、融資できないローンも貸出してしまう場合が生じうる。すなわち、単独実行では審査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<sup>1)</sup>。しかし、隔離性を満たさない並行実行でも特に問題が生じない場合がある。次の旅行予約の場合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、トランザクションの隔離性を、検索されるデータの一貫性を保証するための R 隔離性と、全体での実行結果の一貫性を保証するための W 隔離性に分割した上で、一貫性情報に基づくそれらの拡張について検討する。同じ顧客が同時に複数のローン申請を行う並行実行の問題は W 隔離性を満たさないところにあり、複数の人が同時に旅行予約を行っても一貫性情報に基づく R 隔離性と W 隔離性を満たすことを示す。

本論文は、次のように構成される。2 節で基本的な事項を述べる。3 節で R 隔離性と W 隔離性を導入し、隔離性を R 隔離性と W 隔離性に分割できることを 4 節で示す。5 節は一貫性情報に基づく R 隔離性と W 隔離性の拡張と正当なスケジュールの性質について検討する。6 節は全体のまとめである。

## 2. 基本的事項

部分トランザクション  $S_i$  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  $\langle R_i(I_i), W_i(O_i) \rangle$  として記述される。ただし、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、 $O_i \subseteq I_i$  である。トランザクション  $T$  は、半順序関連  $\prec$  を持つ部分トランザクション  $S_1, S_2, \dots, S_m$  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 回のみであり、各  $S_i$  は各自の操作に必要なデータを検索する。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、 $S_i$  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他のトランザクションによって生成されている結果であるかどうかを区別するために、それらを外部入力データ、その他を内部入力データと呼ぶ。また、トランザクションによって変更されているデータ項目の値と、トランザクションによって検索され変更されていないデータ項目の値の全体をトランザクションの実行結果という。一貫性を満たすトランザクションは、検索されるデータが一貫していれば、一貫している実行結果を生成する。

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、図 1 で示す部分トランザクション  $S_{11}, S_{12}, S_{13}$  からなる ( $\prec_1$  を  $S_{11} \prec_1 S_{12}, S_{12} \prec_1 S_{13}$  とする)。 $T_1$  において、 $x_1, x_2, x_3$  は外部入力データであり、 $x_4$  は内部入力データである。□

$$S_{11} : \langle R_1\{x_1, x_2\}, W_1(\phi) \rangle$$

$$S_{12} : \langle R_1\{x_1, x_2, x_3\}, W_1\{x_4\} \rangle$$

$$S_{13} : \langle R_1\{x_1, x_2, x_4\}, W_1\{x_3\} \rangle$$

図 1 ローン申請処理トランザクション  $T_1$   
Fig. 1 Loan processing transaction  $T_1$

正会員 福岡工業大学情報工学部情報工学科  
xu@cs.fit.ac.jp  
正会員 九州大学大学院経済学研究院  
furukawa@en.kyushu-u.ac.jp  
正会員 西南学院大学商学部  
shi@seinan-gu.ac.jp

定義1 トランザクション  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  は、次のような半順序関連  $<_H$  を持つ部分トランザクションの集合である。

- $H = \bigcup_i T_i$
- $<_H \supseteq \bigcup_i <_i$
- $S_{is} \in T_i$  と  $S_{jt} \in T_j$  ( $i \neq j$ ) の操作が競合する ( $(I_{is} \cap O_{jt}) \cup (O_{is} \cap O_{jt}) \cup (O_{is} \cap I_{jt}) \neq \phi$ ) なら、それらの間の順序関連は  $<_H$  に含まれる。 □

例4 図2は、IDが  $x_1$  である顧客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  $H_1$  である。順序関連  $<_{H_1}$  は全順序であり、 $S_{13}$  と  $S_{22}, S_{23}, S_{23}$  と  $S_{12}, S_{13}$  中の  $x_3$  に対する操作が競合している。 □

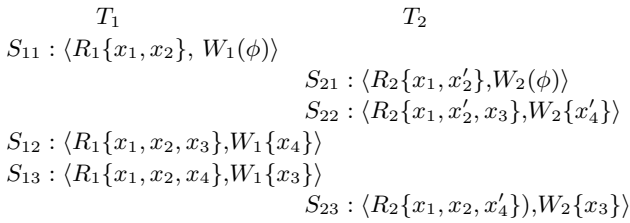


図2 ローン2件を同時に申込むスケジュール  $H_1$   
Fig. 2 Loan approval schedule  $H_1$

$T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなる2つのスケジュール  $H$  と  $H'$  で、競合する  $S_{is} \in T_i$  と  $S_{jt} \in T_j$  ( $i \neq j$ ) 間の順序関連がすべて同じであるならば、 $H$  と  $H'$  は等価であるという<sup>1)</sup>。  $H$  がある直列スケジュールと等価であれば、 $H$  は直列可能であるという。

定義2 トランザクション  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  の直列可能性グラフ  $SG(H)$  は、 $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) を節点とするラベル付き有向グラフである。 $T_i$  と  $T_j$  間に WR (または RW) 競合が存在すれば、 $T_i$  から  $T_j$  へのラベル WR (または RW) の枝が存在する。 □

通常の直列可能性グラフ  $SG(H)$  には WW 競合による枝も含まれているが<sup>1)</sup>、変更されるデータ項目に対してその前に検索操作が行われるので、 $T_i$  と  $T_j$  間に WW 競合が存在する場合は、RW 競合も同時に存在する。このため、定義2の  $SG(H)$  に閉路が存在しなければ、 $H$  は直列可能である。 $SG(H)$  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ない、閉路に関わらないトランザクションは  $H$  において隔離性を満たすという。

### 3. R 隔離性と W 隔離性

隔離性は、並行実行時にもトランザクションが一貫したデータベース間の遷移であることを保証するための性質である。本論文では、並行実行時に検索されるデータの一貫性と変更されたデータベースの一貫性を分けて議論するために、R 隔離性と W 隔離性を導入する。

定義3  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  の R 隔離性グラフ  $RIG(H)$  は、 $SG(H)$  に  $T_i$  の外部入力データに対する検索操作のみからなる操作集合  $T_i^R$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) を、節点として追加して得られたグラフである。 $RIG(H)$  に  $T_i^R$  を含む閉路が存在しないとき、 $T_i$  は  $H$  において R 隔離性を満たすという。 □

図3は  $H_1$  の R 隔離性グラフ  $RIG(H_1)$  を示している。 $T_1$  と  $T_2$  間に  $x_3$  に対する操作による RW 競合からなる閉路は存在するが、 $T_1^R$  と  $T_2^R$  を含む閉路は存在しないので、 $T_1$  と  $T_2$  は R 隔離性を満たす。

補題1  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  におい

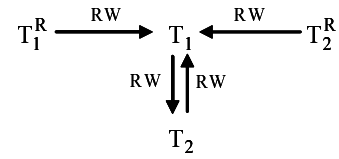


図3 R 隔離性グラフ  $RIG(H_1)$   
Fig. 3 R-Isolation graph  $RIG(H_1)$

て、各  $T_i$  が  $H$  において R 隔離性を満たすならば、 $T_i$  は一貫したデータを検索している。 □

証明: 各  $T_i$  が  $H$  において R 隔離性を満たすならば、 $RIG(H)$  には  $T_i^R$  を含む閉路が存在しない。このため、 $RIG(H)$  の  $T_i^R$  と  $T_j^R$  への経路のある  $T_j$  からなる部分グラフは非巡回である。非巡回グラフには全順序展開が存在し、 $S_{ij}$  に対して  $O_{ij} \subseteq I_{ij}$  なので、 $T_j^R$  は  $T_i$  より先行する。全順序展開に対する帰納法で補題を証明する。

- 1番目の節点  $T_{i1}^R$  は初期の一貫したデータベースから検索している。
- $j = k - 1$  の場合まで成り立つとする。
- $j = k$  の節点が  $T_j$  ならば、 $T_j^R$  は一貫したデータを検索しているので、 $T_j$  の実行結果も一貫している。 $j = k$  の節点が  $T_j^R$  ならば、 $T_j^R$  は  $j = k - 1$  まで順次に行われているトランザクションの一貫した実行結果から検索している。 □

このため、補題が成り立つ。次に、W 隔離性グラフを導入し、W 隔離性を定義する。

定義4  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  の W 隔離性グラフ  $WIG(H)$  は、 $S_{ij} \in H$  を節点とし、次のような枝を持つ。1)  $S_{iu} <_H S_{jv}$  ならば、 $S_{iu}$  から  $S_{jv}$  への枝が存在する。2)  $S_{iu} \in T_i, S_{jv} \in T_j$  間に WW, RW 競合が存在するなら、すべての  $S_{ik} \in T_i$  に対して、 $S_{ik}$  から  $S_{jv}$  への枝が存在する。 $WIG(H)$  において閉路に関わらない  $T_j$  は、W 隔離性を満たすという。 □

W 隔離性と同様の概念を、著者らは論文4)で導入している。種類1)の枝は  $<_H$  によって決められている枝であるが、種類2)の枝は W 隔離性を満たすために必要となる枝である。各  $T_i$  が  $H$  において W 隔離性を満たすならば、 $WIG(H)$  は非巡回である。

図4は  $WIG(H_1)$  を示しており、 $S_{13}$  と  $S_{23}$  の間に閉路が存在する。このため、 $T_1$  と  $T_2$  は W 隔離性を満たさない。

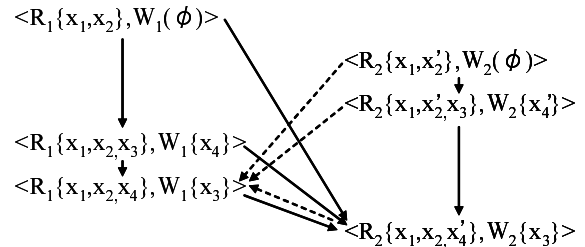


図4 W 隔離性グラフ  $WIG(H_1)$   
Fig. 4 W-Isolation graph  $WIG(H_1)$

補題2  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  において、各  $T_i$  が W 隔離性を満たすならば、各  $T_i$  の操作されたデータは  $T_i$  が終了するまでに  $T_j$  ( $j \neq i$ ) によって変更されてない等価なスケジュールが存在する。 □

証明: 各  $T_i$  が  $H$  において W 隔離性を満たすならば、 $WIG(H)$  は非巡回である。非巡回グラフには全順序展開が存在する。定

義 4 より、 $WIG(H)$  の全順序展開  $H'$  は、各  $T_i$  の操作されたデータは  $T_i$  が終了するまでに  $T_j (j \neq i)$  によって変更されてないスケジュールであり、 $H$  と等価である。 □

スケジュール  $H$  において各  $T_i$  の検索したデータが一貫し、かつ  $H$  終了後のデータベースも一貫していれば、各  $T_i$  にとってもデータベースにとっても  $H$  は正当なスケジュールである<sup>4)</sup>。R 隔離性と W 隔離性には次の性質が成り立つ。

定理 1 スケジュール  $H$  は、 $H$  中のトランザクションが R 隔離性と W 隔離性を満たすならば、正当である。 □

証明：  $T_i (i = 1, 2, \dots, n)$  からなるスケジュール  $H$  において、各  $T_i$  が  $H$  において R 隔離性を満たすならば、補題 1 より、 $T_i$  は一貫したデータを検索している。各  $T_i$  が一貫したデータを検索していれば、一貫した実行結果を生成する。各  $T_i$  が  $H$  において W 隔離性を満たすならば、補題 2 より、各  $T_i$  の操作されたデータは  $T_i$  が終了するまでに  $T_j (j \neq i)$  によって変更されてない等価なスケジュール  $H'$  が存在する。 $H$  終了後のデータベースが一貫していなければ、 $H'$  において一貫していない部分を最後に変更したトランザクションの実行結果が一貫していないことになる。矛盾である。 □

4. 3 種類の隔離性間の関連

本節では、3 種類の隔離性間の関連について分析する。

例 5 ホテル予約について、利用可能数を  $h_b$ 、予約数を  $h_r$ 、回答数を  $h_a$ 、支払金額を  $h_p$  で表し、切符予約について、利用可能数を  $t_b$ 、予約数を  $t_r$ 、回答数を  $t_a$ 、支払金額を  $t_p$  で表すとする。ホテル予約は  $T_3$ 、 $T_4$  の順で、切符予約は  $T_4$ 、 $T_3$  の順で行う旅行予約スケジュール  $H_2$  が図 5(a) に示されている ( $<_3$  と  $<_4$  は全順序関連とする)。 $RIG(H_2)$  は図 5(b) となり、 $T_3$  と  $T_4$  間の WR 枝による閉路が存在し、 $T_3^R$  と  $T_4^R$  を含む閉路も存在する。このため、 $T_3$  と  $T_4$  は R 隔離性を満たさない。一方、

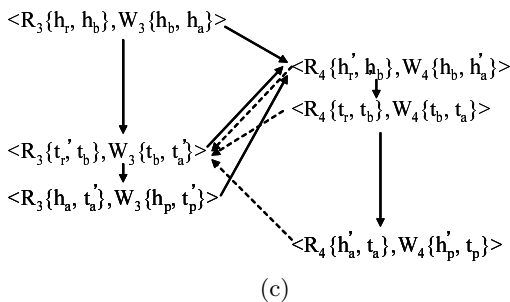
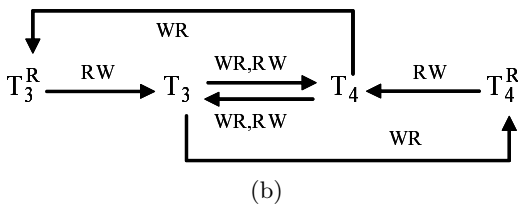
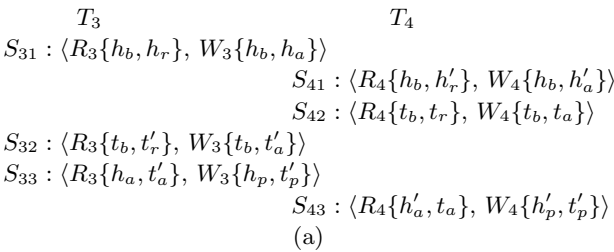


図 5 予約スケジュール  $H_2$  とその  $RIG(H_2)$  と  $WIG(H_2)$   
Fig. 5 Reservation schedule  $H_2$  and its  $RIG(H_2)$ ,  $WIG(H_2)$

$WIG(H_2)$  は図 5(c) となり、 $S_{41}$  と  $S_{32}$  間に閉路が存在する。このため、 $T_3$  と  $T_4$  は W 隔離性も満たさない。 □

$SG(H)$  中の閉路と R 隔離性の関係は次のようになる。

補題 3  $T_i (i = 1, 2, \dots, n)$  からなるスケジュール  $H$  において、 $SG(H)$  に  $T_i$  への枝が WR 枝である閉路が存在するならば、 $T_i$  は R 隔離性を満たさない。 □

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、 $RIG(H)$  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、 $RIG(H)$  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、変更されるデータはその前に検索されるため、 $RIG(H)$  に  $T_j$  から  $T_i^R$  への WR 枝と  $T_i^R$  から  $T_i$  への RW 枝が存在する。したがって、いずれの場合も  $RIG(H)$  に  $T_i^R$  を含む閉路が存在するので、 $T_i$  は R 隔離性を満たさない。 □

次に  $SG(H)$  中の閉路と W 隔離性の関係について検討する。 $SG(H)$  に閉路が存在しても  $WIG(H)$  に閉路は存在しない場合がある。図 6 の  $H_3$  がその例である。 $<_5$  と  $<_6$  が空ならば、 $WIG(H_3)$  には  $S_{61}$  から  $S_{51}$  への枝、 $S_{62}$  から  $S_{51}$  への枝、 $S_{52}$  から  $S_{62}$  への枝のみを含み、閉路は存在しない ( $RIG(H_3)$  には  $T_6^R$  と  $T_5$  間に閉路が存在する)。

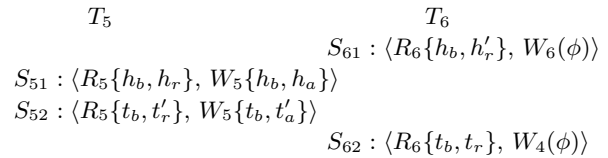


図 6 スケジュール  $H_3$   
Fig. 6 Schedule  $H_3$

ただし、 $SG(H)$  中の RW 枝のみによる閉路が存在すれば、 $WIG(H)$  にも閉路が存在する。

補題 4  $T_i (i = 1, 2, \dots, n)$  からなるスケジュール  $H$  において、 $SG(H)$  中の RW 枝のみによる閉路が存在するならば、閉路に含まれるトランザクションは W 隔離性を満たさない。 □

証明：  $SG(H)$  中の RW 枝のみによる閉路に、 $T_{i_1}, T_{i_2}, \dots, T_{i_m}$  が含まれているとする。また、 $T_{i_j} (j = 1, 2, \dots, m)$  の RW 競合中の W 操作を含む部分トランザクションを  $S_{i_j k}$  とする。 $WIG(H)$  の定義より、 $WIG(H)$  においてそれらの  $S_{i_j k} (j = 1, 2, \dots, m)$  間に閉路が存在する。このため、 $T_{i_1}, T_{i_2}, \dots, T_{i_m}$  は W 隔離性を満たさない。 □

以上をまとめると、次の結果が得られる。

定理 2 スケジュール  $H$  において、 $H$  中の各トランザクションが R 隔離性と W 隔離性を満たすことは、各トランザクション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 R 隔離性を満たすならば、補題 3 より  $SG(H)$  に WR 枝を含む閉路は存在しない。すなわち、 $SG(H)$  に閉路が存在するならば、RW 枝のみによるものに限ることになる。しかし、W 隔離性を満たすならば、補題 4 より  $SG(H)$  に RW 枝のみからなる閉路は存在しない。このため、各  $T_i$  が R 隔離性と W 隔離性を満たすならば、 $SG(H)$  には閉路は存在しない。

十分性：各  $T_i$  が隔離性を満たすならば、 $SG(H)$  は非巡回であり、等価な直列スケジュールが存在する。明らかに各  $T_i$  は R 隔離性と W 隔離性を満たす。 □

一般に、 $SG(H)$  中の閉路は次のように分類できる。

- (1) W 隔離性を満たさないトランザクションは存在するが、各トランザクションは R 隔離性を満たす ( $H_1$ )。
- (2) R 隔離性を満たさないトランザクションは存在するが、各トランザクションは W 隔離性を満たす ( $H_3$ )。
- (3) R 隔離性を満たさないトランザクションも W 隔離性を満

たさないトランザクションも存在する ( $H_2$ )。

## 5. 一貫性情報に基づく R 隔離性と W 隔離性

長大トランザクションの中間結果には、一貫しているものが存在する<sup>5)</sup>。例えば、 $H_1, H_2$  中の各部分トランザクションは一貫性を満たす。本節では、一貫性を満たす  $S_{ij}$  からなる  $T_i$  に対して、R 隔離性と W 隔離性の性質について検討する。

定義 5  $S_{ij}$  が一貫性を満たす  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  において、一貫性情報に基づく R 隔離性グラフ  $CRIG(H)$  は、 $\{S_{ik} \mid i, k = 1, 2, \dots, n\} \cup \{T_i^R \mid i = 1, 2, \dots, n\}$  を節点集合とするグラフである。競合する操作が存在する節点間には競合関係を表す枝が存在する。□

例 6  $CRIG(H_2)$  は図 7 に示されている。 $S_{41}$  と  $S_{42}$  ( $S_{31}$  と  $S_{32}$ ) の操作するデータ集合に共通部分は存在しないため、それらの間に枝は存在しない。 $CRIG(H_2)$  は非巡回である。□

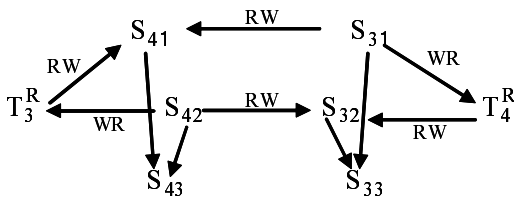


図 7 一貫性情報に基づく R 隔離性グラフ  $CRIG(H_2)$   
Fig. 7  $CRIG(H_2)$  with consistency information

補題 1 と同様に帰納法で次の結果が証明できる。

補題 5  $S_{ij}$  が一貫性を満たす  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  において、 $CRIG(H)$  に  $T_i^R$  を含む閉路が存在しなければ、各  $T_i$  は一貫したデータを検索している。□

$CRIG(H_2)$  に閉路が存在しないので、 $T_3$  と  $T_4$  は一貫したデータを検索している。しかし、 $RIG(H_2)$  に示しているように  $T_3$  と  $T_4$  は R 隔離性を満たさない。このため、 $S_{ij}$  が一貫性を満たすことによって、直列可能でないスケジュールにおいても、各  $T_i$  が一貫したデータを検索することが可能となる。

次に、一貫性情報に基づく W 隔離性について検討する。

$S_{is}$  が操作しているデータは他の  $S_{jt}$  ( $j \neq i$ ) によって変更されても  $T_i$  の実行結果に影響を与えない場合がある。例えば、予約後に他のトランザクションによって再び予約されても、自分の予約結果には影響を与えない。本論文では、 $S_{is}$  と  $S_{jt}$  間の RW 競合または WW 競合に対して、後者の実行が前者の実行結果に影響を与えるかどうかの情報が与えられているものとする。具体的には、 $S_{is}$  によって操作されているデータは他の  $S_{jt}$  ( $j \neq i$ ) によって変更されても  $T_i$  の実行結果に影響を与えないならば、 $(S_{is}, S_{jt}) \in NCON$  とする。以降では、一貫性情報  $NCON$  を活用した W 隔離性の実現方法について検討する。

定義 6  $S_{ij}$  が一貫性を満たす  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  の一貫性情報に基づく W 隔離性グラフ  $CWIG(H)$  は、 $(S_{is}, S_{jt}) \in NCON$  である  $S_{iu} \in T_i$ ,  $S_{jv} \in T_j$  ( $i \neq j$ ) 間に RW 競合、WW 競合が存在する場合の種類 2) の枝を、 $WIG(H)$  から次のように変更したものである。 $T_i$  内の  $(I_{iu} \cup O_{iu}) \cap O_{jt}$  に対する操作を行う  $S_{ip}$  のみから  $S_{jv}$  への枝が存在する。□

すなわち、 $CWIG(H)$  は一貫性情報  $NCON$  によって、 $WIG(H)$  中の種類 2) の枝を、内部入力データの一貫性のための枝のみにしている。例えば、 $H_2$  において  $(S_{31}, S_{41}) \in NCON$ ,  $(S_{32}, S_{42}) \in NCON$  ならば、 $CWIG(H_2)$  は非巡回になる。

補題 6  $S_{ij}$  が一貫性を満たす  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  の  $CWIG(H)$  が非巡回ならば、各  $T_i$  の操作されているデータが  $T_i$  の終了までに  $T_j$  ( $i \neq j$ ) によって実行結果

に影響を与える変更がされていない等価なスケジュールが存在する。□

証明:  $CWIG(H)$  が非巡回ならば、全順序展開が存在する。その全順序展開においては、各  $T_i$  によって操作されたデータは  $T_i$  が終了するまでに  $T_j$  ( $i \neq j$ ) によって実行結果に影響を与える変更が行われておらず、かつ  $H$  と等価である。□

一般に、予約操作を行う部分トランザクション間には  $NCON$  関係が成り立つ。後続の予約操作は先行する予約操作に影響は与えないが、後続の方が予約を取れる保証はないため、両者の予約操作間の順序関連を交換したスケジュールは等価ではない。

まとめると、一貫性情報  $NCON$  を活用することにより、直列可能でないスケジュールにも、各  $T_i$  によって操作されているデータが  $T_i$  の終了までに  $T_j$  ( $i \neq j$ ) によって実行結果に影響を与える変更がされていない等価なスケジュールが存在する。

定理 1、補題 5、補題 6 を総合すると、次の結論が得られる。

定理 3  $S_{ij}$  が一貫性を満たす  $T_i$  ( $i = 1, 2, \dots, n$ ) からなるスケジュール  $H$  の  $CRIG(H)$  と  $CWIG(H)$  が非巡回ならば、 $H$  は正当なスケジュールである。□

## 6. まとめ

スケジュールの正当性基準に関しては多くの研究がなされてきたが<sup>3)</sup>、隔離性の分割に関する研究は、著者らの研究以外では見られない。本論文では、隔離性を R 隔離性と W 隔離性に分割した上で、それぞれ一貫性情報に基づく R 隔離性と W 隔離性の拡張によって、正当なスケジュールの性質を明らかにした。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。

## [文献]

- [1] P. A. Bernstein, V. Hadzilacos, and N. Goodman: *Concurrency Control and Recovery in Database Systems*, Addison-Wesley (1987).
- [2] M. Little: Transactions and Web services, *Communications of the ACM*, Vol. 46, No. 10, pp. 49-54 (2003).
- [3] K. Ramamritham and P. K. Chrysanthis: A Taxonomy of Correctness Criteria in Database Applications, *VLDB Journal: Very Large Data Bases*, Vol. 5, No. 1, pp. 85-97 (1996).
- [4] 徐海燕, 古川哲也, 史一華: 並行処理制御方式による独立化可能性クラスと直列可能クラスの比較, *情報処理学会論文誌*: Vol. 37, No. 8, pp. 1600-1609 (1996).
- [5] 徐海燕, 古川哲也, 史一華: 複合 Web サービスにおける並行実行の正当性, *DBWeb2005*, pp.157-164 (2005).

徐海燕 Haiyan XU

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 型情報システムなどの研究に従事。ACM、IEEE、情報処理学会、電子情報通信学会、日本データベース学会等会員。

古川哲也 Tetsuya FURUKAWA

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。情報処理学会、電子情報通信学会、ACM、IEEE、日本 OR 学会等会員。

史一華 Yihua SHI

西南学院大学商学部教授。平成 4 年年九州大学大学院博士後期課程終了。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などの研究に従事。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。