

Read Atomic 隔離性と並行実行の正当性の比較と検討

徐海燕^{1,a)} 古川 哲也² 史一華³

概要：年々爆発的に増加しているデータを高速に処理するために，分散データベース管理システムが活発に研究・開発されている．スケーラビリティを実現するためには，直列可能性を緩和した Read Atomic 隔離性という新たな隔離性レベルが提案され，それを実現する高性能な処理方式として Read Atomic Multi-Partition トランザクションが提案されている．本論文では，直列可能でなくても正当である Read Atomic スケジュールを理論的に検証し，検索または変更操作しか含まれないトランザクションからなる Read Atomic スケジュールは正当であることを示す．さらに，検索と変更操作の両方を含むトランザクションからなる Read Atomic スケジュールと正当性の比較と検討を行う．

1. はじめに

爆発的に増えているデータを高速に処理するためには，トランザクション処理の高性能化が重要な課題となっている．トランザクション処理を劇的に高性能化している研究として，楽観的並行処理制御に基づく silo がある [4], [5], [7]．分散環境では，この問題に対して Bailis らは新たな隔離性レベルとして Read Atomic 隔離性を定義し，Read Atomic 隔離性を保証する高性能な処理方式として Read Atomic Multi-Partition (RAMP) トランザクションを提案している [1], [2]．RAMP トランザクションはマルチバージョンに基づく効率的なプロトコルにより，Read Atomic 隔離性を保証でき，高いスループットとスケーラビリティを実現している．RAMP トランザクションを先進的デバイスによって高性能化する技法による実現方法も提案されている [6]．

Read Atomic 隔離性は緩和された隔離性レベルであるが，現実的なアプリケーションが多く存在する実用的な隔離性レベルである．RAMP トランザクションは隔離性レベルを緩和することで高性能化されているが，Read Atomic 隔離性に基づく並行実行には lost update 現象や write skew 現象が起きるスケジュールも許可している．適用を広げるためには，Read Atomic 隔離性に基づく並行実行と正当性間の関係を比較検討することが必要不可欠である．

例 1 図 1 に示される H_1 とその直列可能性判定グラフ $SG(H_1)$ から分かるように， H_1 は直列可能ではない．しかし， T_1 も T_4 も検索された値が T_2 や T_3 の fractured read ではないので， H_1 は Read Atomic 隔離性を満たす． □

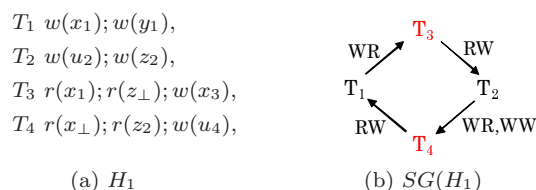


図 1 H_1 とその直列可能性判定グラフ $SG(H_1)$

例 1 に示されているように Read Atomic 隔離性を満たす H_1 の $SG(H_1)$ の閉路に RW 競合を含んでいるので，Read Atomic 隔離性と正当性に関する比較検討も必要である．そこで本論文では，隔離性の細分，直列可能性判定グラフにおける各枝の競合種類の細分，意味論の適用を行った上で Read Atomic 隔離性と正当性の比較と検討を行う． $SG(H_1)$ に閉路のある H_1 も隔離性の細分と Read Atomic に基づく意味論の下では，問題ある部分がクリアされるので，正当と考えられる結果になる．

具体的に，本論文では一貫性の細分に伴って隔離性を検索に関する隔離性，更新に関する隔離性に細分した上で，後者をさらに細分する．トランザクションに関する意味論情報がない場合と Read Atomic 隔離性に基づく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．

- 隔離性の細分により，個別に利用できる意味論情報が増える．例えば，更新に関する隔離性の判定時には，検索のみ行われるトランザクションは考慮する必要がなくなる．

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

- Read Atomic 隔離性に基づく場合は、検索に関する隔離性と、更新に関する隔離性中の一部が満たされるので、直列可能性判定グラフに閉路を含む多くの Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールが正当となる。
- バージョン分岐が許可され、検索のみされたデータ項目を新たな変更結果のバージョンとして扱われる場合では、Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールが正当となる。

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、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、Read Atomic 隔離性に基づく意味論と正当性の関係を検討し、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. 基本的事項

2.1 スケジュール

トランザクション T はデータ項目 x のバージョン k , i.e. x_k , に対する検索操作 $r(x_k)$ や変更操作 $w(x_k)$ からなるの集合である。初期バージョン番号を \perp で表す。論文 [9] では、各トランザクションにおいて変更されるデータ項目はその前に検索されるという仮定を設けていたが、本論文ではその仮定を設けない。

次に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 $T_i \in T$ の全順序関連集合である。

- $H = \bigcup_i T_i$
- $\langle H \supseteq \bigcup_i \langle_i \rangle$ □
 $r(x_k)(\in T_i) \langle_H w(x_m)(\in T_j)$, または $w(x_k)(\in T_i) \langle_H w(x_m)(\in T_j)$, または $w(x_k)(\in T_i) \langle_H r(x_k)(\in T_j)$ の場合、 T_i と T_j 間にはそれぞれ RW 競合, WW 競合, WR 競合が存在するという。また、 T_i 内のすべての検索操作の集合を T_i^R , 変更操作の集合を T_i^W で記述する。

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 [3]。 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。□

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 [3]。

[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。

$SG(H)$ 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。

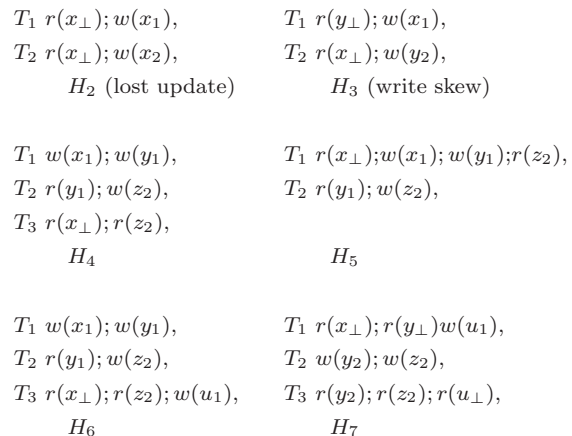


図 2 非直列可能スケジュール

例 2 隔離性を満たさない $H_2 \sim H_7$ を図 2 に示す。 $SG(H_2) \sim SG(H_7)$ に閉路が存在する。このため、 $H_2 \sim H_7$ における $T_i (i = 1, 2, 3)$ は隔離性を満たさず、 $H_2 \sim H_7$ は直列可能ではない (SR に属さない)。 □

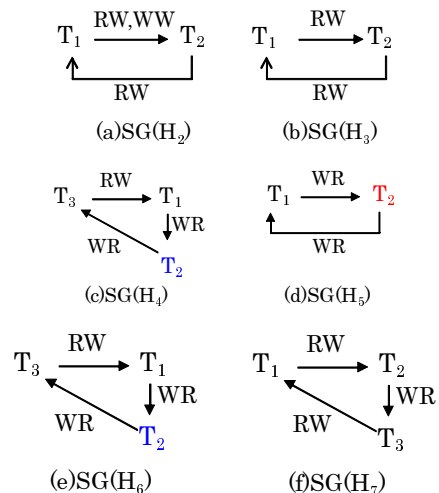


図 3 直列可能性判定グラフ $SG(H_2) \sim SG(H_7)$

H の判定グラフ $SG(H)$ に一つ以上の rw 競合の枝を含む閉路があり、かつすべての枝は同じデータ項目 x に対する操作による時、lost update 現象がスケジュール H に起きているという。 H_2 がその例である。

H の判定グラフ $SG(H)$ に一つ以上の rw 競合の枝を含む閉路がある時、write skew 異常が生じうる [2]。 H_3 が write skew 異常の例である。

2.2 Read Atomic 隔離性と RAMP トランザクション

トランザクションの異なるデータ項目に対する各更新が他のトランザクションからすべて観測されるか、まったく観測されないかのどちらかでなければならない。トランザクションの更新を部分的にしか読み出せていない場合、fractured read 現象が生じているという。Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールは、fractured read 現象も、かつコミットされない結果や abort される結果または中間バージョンの検索現象も起きないスケジュールである [2]。

lost update の H_2 , write skew 異常の H_3 は Read Atomic スケジュールである [2]。一方、 $SG(H)$ において、二つのトランザクション間に WR, RW 競合が存在すれば、検索操作が行われるトランザクションは Read Atomic 隔離性を満たさないことになる。 H_5 における T_2 がその例であり、 H_5 は Read Atomic 隔離性を満たさない。 H_5 以外のスケジュール、 $H_1 \sim H_4$, $H_6 \sim H_7$ は Read Atomic 隔離性を満たす。

RAMP トランザクションは、各トランザクションの変更予定を利用して、Read Atomic 隔離性を満たさないトランザクションを問題のあるデータ項目をもう一度検索させることによって、Read Atomic 隔離性を満たさせている。言い換えれば、 H_5 は RAMP トランザクションに従う実行ではない。

3. スケジュールの正当性

本章では、論文 [9] に提案している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に細分した上で、それに伴って隔離性も細分する考え方を述べるとともに、細分された隔離性の判定方法を Read Atomic 隔離性に基づく場合に適用のために再定義する。各トランザクションにおいて変更されるデータ項目はその前に検索されるという仮定を設けない場合においても隔離性を細分できることを示す。

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 [9] 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時に、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ため、データベースに対しても正しく実行されている。

定義 4 [9] 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、一貫性の細分に伴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 [9] 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 に操作されたデータ項目 x が、 T_i のすべて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 の検索操作の集合 T_i^R と変更操作の集合 T_i^W 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) T_i と T_j 間に WR 競合が存在するなら、 T_i^W から T_j^R への枝が存在する。 T_i^R と T_i^W に共通のデータ項目が存在するなら、 T_i^R から T_i^W への枝が存在する。
- (2) T_i と T_j 間に RW 競合が存在するなら、 T_i^R から T_j^W への枝と T_i^W から T_j^W への枝が存在する。なお、後者の枝を検出用枝と呼ぶ。
- (3) T_i と T_j 間に WW 競合が存在するなら、 T_i^W から T_j^W への枝が存在する。

例 3 図 4(a) ~ (f) にそれぞれ $WI(H_1) \sim WI(H_7)$ が示されている。 $WI(H_4) \sim WI(H_6)$ には閉路が存在せず、 $WI(H_1) \sim WI(H_3)$ および $WI(H_7)$ には閉路が存在する。ただし、 $WI(H_2)$, $WI(H_3)$ には T_1^W と T_2^W の間に閉路が存在するが、 $WI(H_1)$ の閉路に関わる T_3 と T_4 は、 T_3^R と T_4^R のみが含まれ、 T_3^W と T_4^W が含まれておらず、 $WI(H_7)$ の閉路には検索のみ T_3 が含まれている。□

$WI(H_1) \sim WI(H_7)$ から示されるように、 $WI(H)$ に閉路が存在しても、 T_i^R から T_i^W へは必ずしも枝があるとは限らない。

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。

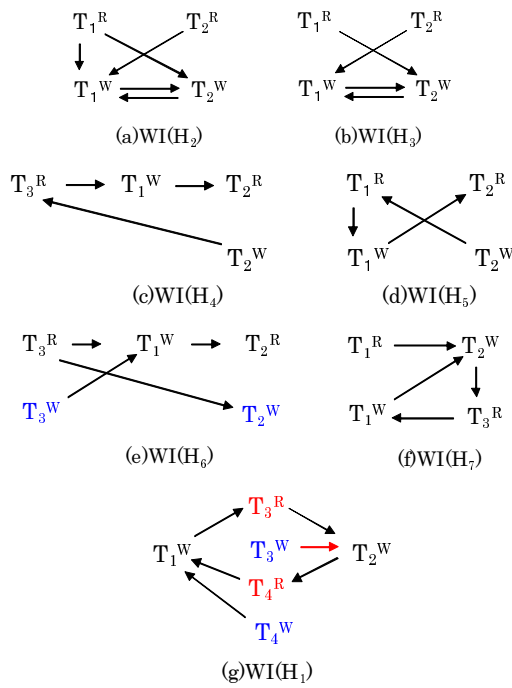


図 4 W グラフ $WI(H_1) \sim WI(H_7)$

$WI(H)$ の全順序展開 H' において、検出用枝以外の枝によって H と H' が等価であることが保証され、検出用枝によって、 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ため、閉路は存在しない。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, H_2, H_3 と H_7 は WI に属さず、内部一貫性を満たさない。 H_4 と H_5 と H_6 は WI に属し、内部一貫性を満たす。

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 [9] 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。 $WI(H)$ の定義より、 $WI(H)$ において $T_{i_1}^W, T_{i_2}^W, \dots, T_{i_u}^W$ 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 に検索されたデータ項目 x が、 T_i のすべての変更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おらず、かつ検索操作が変更操作より先行する等価なスケジュールが存在するならば、 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。□

H が隔離性を満たさない原因が WR 競合によるものであるとき、 H は R 隔離性を満たさない。

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、 $SG(H)$ に WR 競合を含む閉路が存在しないことが、 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： $SG(H)$ に T_i から T_j への WR 競合を閉路が存在する場合に、 T_j が閉路への係わりは次の二つの場合に分けられる。

- (1) T_j から出る枝が RW 種類の枝、すなわち、 T_j^R から T_k^W への枝が存在する。
- (2) T_j からの枝は WA 種類の枝、すなわち、 T_j^R から T_j^W へ、 T_j^W から他のトランザクションへの枝が存在する。

定義 6 に照らすと、前者は「他のトランザクションによって変更されておらず」という条件を、後者は「検索操作が変更操作より先行する」という条件を満たさないことになり、 T_j が R 隔離性を満たさない。したがって、 H も R 隔離性を満たさない。

十分性： H が R 隔離性を満たすためならば、定義 6 より T のトランザクション T_i に検索されたデータ項目 x が、 T_i のすべての変更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おらず、かつ検索操作が変更操作より先行する等価なスケジュール H' が存在する。 H' から他のトランザクションによって検索されていない T_k^W (WR 競合枝の始点でない T_k^W) を除いた部分スケジュールを H'' とすると、 $SG(H'')$ は非巡回である。 $SG(H'')$ が非巡回であることと、 $SG(H)$ に WR 競合を含む閉路が存在しないことと同一であるので、 $SG(H'')$ が非巡回なら、 $SG(H)$ に WR 競合を含む閉路が存在しない。□

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。 H_2 と H_3 は RI に属すが、それ以外は属さない。

補題 1～補題 3 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 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 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満たす。このため、 $WI \cap RI$ に属するスケジュールは DB 一貫性を満たし、正当である。定理 1 より、 $WI \cap RI$ 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。意味論情報がない場合は、正当なクラスが直列可能になる。

4. Read Atomic 隔離性と並行実行の正当性

本章では、細分された隔離性を用いて Read Atomic 隔離性を満たす並行実行と正当性の比較と検討を行う。

4.1 Read Atomic 隔離性に基づく意味論と正当性

本論文では、変更されたデータ項目と一貫性上関連するデータ項目は、同一のトランザクションによって変更されており、逆に同一のトランザクションによって変更されていないデータ項目は、一貫性上関連していないという意味論に基づいて、検索一貫性と内部一貫性を扱っていく。

まず、同一のトランザクションによって変更されていないデータ項目は、一貫性上関連していないという意味論の下では、Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールは検索一貫性を満たすことになる。

内部一貫性を、次のように細分する。

- (1) 検索操作間の内部一貫性
- (2) 検索操作と変更操作間の内部一貫性
- (3) 変更操作間の内部一貫性

それに伴って、W 隔離性も細分される。

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

- (1) T_i に検索されたデータ項目 x が、 T_i のすべての検索操作が終了するまで、
- (2) T_i に検索されたデータ項目 x が、 T_i のすべての変更操作が終了するまで、または
- (3) T_i に変更されたデータ項目 x が、 T_i のすべての変更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が存在するならば、 T_i はそれぞれ $W_{RR,WRw}$ 、または W_{ww} 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 $W_{RR,WRw}$ 、または W_{ww} 隔離性を満たすとき、 H は $W_{RR,WRw}$ 、または W_{ww} 隔離性を満たすという。□

明らかに、 H が $W_{RR,WRw}$ と W_{ww} 隔離性をすべて満たしたとき、 H は W 隔離性を満たす。その逆も成り立つ。Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールは、内部一貫性中の (1) と (3) を満たすことになる。言い替えれば、Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールは、 W_{rw} 隔離性を満たせば、W 隔離性を満たすことになる。

W_{rw} 隔離性の判定は次のようになる。

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、 $WI(H)$ に閉路が存在しないか、または T_i^W から T_j^W への検出枝から始め、 T_j^W から T_i^W への競合による経路からなる閉路が存在しないことが、 T_i が W_{rw} 隔離性を満たすための必要十分条件である。□

必要性： T_i^R から T_j^W への RW 競合が存在しても、そのような閉路がなければ、 T_j^W が T_i^W 後に実行される等価なスケジュール H' が存在する。 T_i が W_{rw} 隔離性を満たす。

十分性： H が W_{rw} 隔離性を満たすならば、 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 に検索されたデータ項目 x が、 T_i のすべての変更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。□

$WI(H_2)$ 、 $WI(H_3)$ には T_2^W と T_1^W 間の閉路があるので、 H_2 も H_3 も W_{rw} 隔離性を満たさない。W 隔離性を満たさない $H_1 \sim H_7$ 中、 H_2 、 H_3 、 H_7 以外は W_{rw} 隔離性を満たす。

H_7 には検索のみ T_3 が存在する。Read Atomic 隔離性を満たすスケジュール H において、検索のみトランザクションの内部一貫性は検索操作間の内部一貫性になり、Read Atomic 隔離性を満たすことにより満たされるので、内部一貫性のチェック対象外になる。また、他のトランザクションが内部一貫性を満たすかどうかにも影響を与えない。このため、W 隔離性の判定には検索のみトランザクションを含む必要はない。

H から検索のみトランザクションを除去後の部分スケジュールを H^- と記する。 H_7 から T_3 を除いた後の H_7^- は、 T_1 、 T_2 という直列順に実行されたスケジュールと等価になり、W 隔離性を満たす。

Read Atomic 隔離性と正当性の関係は次のようになる。

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、 H が Read Atomic 隔離性を、 H^- が W_{rw} 隔離性を満たすならば、 H が正当である。□

証明：各 T_i が Read Atomic 隔離性を満たすならば、 H も H^- も検索一貫性を満たし、正しく実行できる。一方、各変更操作を含む T_i が W_{rw} 隔離性と Read Atomic 隔離性を満たすならば、 H^- は W 隔離性を満たす。 H^- が検索一貫性と W 隔離性を満たすので、 H^- 終了後のデータペー

ス, すなわち, H 終了後のデータベースが一貫しており, DB 一貫性を満たす. したがって, H は正当なスケジュールである. □

$H_1 \sim H_7$ による各クラス間の位置づけを図 5 に示す. 非直列可能である H_1, H_4, H_6, H_7 は正当なスケジュールである.

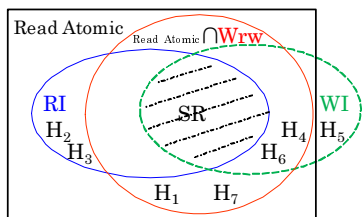


図 5 各クラス間の位置づけ

4.2 Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールの性質

T_i^R または T_i^W の片方しか含まない T_i に対しては, W_{rw} 隔離性が要求されないので, 定理 2 より次の結果がある.

補題 5 T_i^R または T_i^W の片方しか含まない T_i からなる \mathcal{T} 上の Read Atomic 隔離性を満たすスケジュール H は, 正当である. □

続いて, H_2 や H_3 のような T_i^R と T_i^W の両方とも含む T_i からなる \mathcal{T} 上のスケジュールの正当性について検討する. CAD やワークフローに従う実行においてはバージョンの分岐が行われるアプリケーションが存在する [8]. すなわち, H_2 において, x_{\perp} から x_1 と x_2 への分岐が, H_3 において, x_{\perp}, y_{\perp} から, x_{\perp}, y_2 と, x_1, y_{\perp} への分岐が許可される場合がある.

検索のみされたバージョンに新しいバージョン番号つけて変更結果とすることで, T_i^W の実行結果が T_i の実行結果ともなる. 具体的に, H_3 は図 6 のように H'_3 として実行されることになる (H_2 には検索のみされるデータ項目が存在しないのでそのまま実行される).

$$\begin{array}{l} T_1 \ r(y_{\perp}); w(y_1)(y_1 = y_{\perp}); w(x_1), \\ T_2 \ r(x_{\perp}); w(x_2)(x_2 = x_{\perp}); w(y_2), \\ H'_3 \end{array}$$

図 6 H_3 に対応する H'_3

この場合では, T_i の正当性を, それぞれ T_i^R と T_i^W の正当性として扱え, 補題 5 より次の結果がある.

定理 3 バージョン分岐が許可され, 検索のみされたデータ項目を新たな変更結果のバージョンとして扱われる場合, \mathcal{T} 上の Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールは正当である. □

証明: バージョン分岐が許可され, 検索のみされたデータ項目を新たなバージョンとして扱われる場合, $T_i \in \mathcal{T}$ の検索一貫性は $T_i^R \in \mathcal{T}$ の正当性と, $T_i \in \mathcal{T}$ の内部一貫性は $T_i^W \in \mathcal{T}$ の正当性と同一になる. 補題 5 より, Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールは正当である. □

5. まとめ

本論文では, トランザクションの一貫性をまず検索に関する一貫性, 更新に関する一貫性に細分した上で, 後者をさらに細分している. 細分される一貫性を実現するために隔離性も R 隔離性, W_{rr} 隔離性, W_{rw} 隔離性, W_{ww} 隔離性の 4 つに細分し, Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールによって, W_{rw} 隔離性以外の 3 つの隔離性が満たされるので, Read Atomic 隔離性と, W_{rw} 隔離性を満たすスケジュールは正当となる. さらに, W 隔離性の判定に検索のみトランザクションを除いて行うことができる.

一方, データ項目の 1 つのバージョンが複数のバージョンに分岐されることが許可されるアプリケーションでは, 検索のみされたデータ項目を新たな変更結果のバージョンとして扱われるならば, Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールが正当となる.

まとめると, Read Atomic 隔離性を満たすスケジュールをベースに並行処理制御を行うためには, W_{rw} 隔離性の対処方法がカギとなる.

参考文献

- [1] Bailis, P., Fekete, A., Hellerstein, J.M., Ghodsi, A. and Stoica, I.: Scalable atomic visibility with RAMP transactions, SIGMOD, pp.27-38 (2014).
- [2] Bailis, P., Fekete, A., Hellerstein, J.M., Ghodsi, A. and Stoica, I.: Scalable atomic visibility with RAMP transactions, ACM Transactions on Database Systems, Vol. 41, No. 3, , Article 15 (2016).
- [3] Bernstein, P. A., Hadzilacos, V., and Goodman, N.: *Concurrency Control and Recovery in Database Systems*, Addison-Wesley (1987).
- [4] Mishima, T., Fujiwara, Y.: Madeus: Database Live Migration Middleware under Heavy Workloads for Cloud Environment, Proceedings of the 2015 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data pp. 315-329 (2015).
- [5] 三島健, 藤原靖宏: クラウド環境におけるデータベースライブマイグレーションミドルウェア, 情報処理学会論文誌: データベース, Vol.9, No.1, pp. 1-19 (2016).
- [6] 村田直郁, 川島英之, 建部修見: RDMA の適用による RAMP トランザクション処理の高速化情報処理学会論文誌データベース Vol.10 No.2 19-30 (2017).
- [7] Tu, S., Zheng, W., Kohler, E., Liskov, B. and Madden, S.: Speedy Transactions in Multicore In-Memory Databases SOSP '13, pp.18-32 (2013).
- [8] 徐海燕, 古川哲也, 史一華: マルチバージョンデータベースにおけるワークフローに基づく並行処理制御, 情処学論: データベース, Vol. 42, No. SIG 8 (TOD 9), pp. 27-35 (2001).
- [9] 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, 情処学論 (データベース), Vol. 2, No. 1, pp. 22-32 (2009).
- [10] 徐海燕, 古川哲也, 史一華: 正当な非直列可能スケジュールの 3 相ロック方式による分析, 信学論 (D), Vol. J97-D, No. 11, pp. 1669-1673 (2014).