データベース・システム 65－6
（1988. 5. 19）

動的な版の選択を行なう1版先読みスケジューラ

木庭 淳[†]，加藤 直樹[†]，蒔田 美紀[††]
[†]神戸商科大管理科学科，[††]三菱重工(株)神戸造船所

近年，データベースシステムの並行処理制御に関して先読みスケジューリング方式が提案され，スケジューラ$CS(\overline{WRW})$が取り消し異常のない単版スケジューラのうちで、理論的に最大の無遅延クラスを受け付けるものとされていた。本稿では，版数が1という同条件のもとで，$CS(\overline{WRW})$より大きなスケジュールの無遅延クラスを受け付ける$CS_1(WRW_1^{\pm})$を提案した。これは，常に最新の版のみをデータベース上に残す単版方式とは異なり、必要性の高いと思われる版を優先的に残す機能を持つことにより、将来予想できる遅延を未然に防ぐようなスケジューラである。さらにこのスケジューラでの実行が取り消し異常を生じないこと，及び多項式時間で可能であることを示し，$CS(\overline{WRW})$同様，実用上問題のない点も明らかにした。

A 1-version Cautious Transaction Scheduler with Dynamic Version Selection

Jun Kiniwa , Naoki Katoh and Miki Makita
Department of Management Science, Kobe University of Commerce ; Mitsubishi Heavy Industries, Ltd. Kobe Shipyard & Machinery works
4-3-3, Seiryodai, Tarumi-ku, Kobe-shi, 655 Japan

In this paper, we present a 1-version cautious scheduler with version selection control, $CS_1(WRW_1^{\pm})$, which is an extension of a recently proposed single-version cautious scheduler $CS(\overline{WRW})$. The set of schedules that our scheduler $CS_1(WRW_1^{\pm})$ accepts without delay properly includes the one that $CS(\overline{WRW})$ does without delay. It is also shown that our $CS_1(WRW_1^{\pm})$ is free from cancellation anomaly and runs in polynomial time.

1. まえがき

データベースシステムにおける並行処理問題への対処法として，時刻印方式，二相ロック方式等があるが，後退復帰やデッドロックの可能性がある．そこで，各トランザクションがあらかじめアクセスするデータ集合をスケジューラに知らせるという条件のもとで，上記の欠点をなくした，先読みスケジューラが近年提案された[1],[3],[4],[5],[6],[7]．

スケジュールをある種の制約によりクラス分けし，クラスCに属するスケジュールを出力するような（単版）先読みスケジューラをCS(C)と表す．最初，多項式時間でスケジュール可能なものとしてCS(WW)が提案された[1]．さらに，$WW \subsetneq WRW$に対して，CS(WRW)は特別の場合のみ多項式時間でスケジュール可能であり，一般にはNP完全であることが示された[5]．その後，並行性を高めるため多版方式に拡張したCS_m(MWW)とCS_m(MWRW)が提案され，いずれも多項式時間でスケジュール可能であることが示された[4]（MWWとMWRWはそれぞれWWとWRWに対応するクラスであり，CS_mは多版スケジューラを表す）．また版数に制限をつけた場合についても研究されている[6],[7]．

以上の研究では，いずれも全ての版を残すかもしくはどの版を残すかということは，版が生成された時刻により新しいものから一定数の版を残すことに決っているが，版数制限のもとで必要度の高いと思われる版を優先的に残すことにすれば，並行性が向上する可能性がある．本稿ではこの点に着目し，版数1で取り消し異常のない（トランザクションがあらかじめ宣言したステップを一部取り消しても，それ以後のスケジュールに支障を生じない）性質をもつスケジューラのうち，最も並行性が高いとされていたCS(WRW)[3],[7]よりも，さらに並行性の高い$CS_1(WRW_1^*)$を提案する．最後に$CS_1(WRW_1^*)$が多項式時間でスケジュール可能であることを示した．

2. 諸定義

データベースシステムはトランザクションの集合$T = \{T_0, T_1, \cdots, T_n, T_f\}$とデータ項目の集合$D = \{x, y, z, \cdots\}$からなる．トランザクション$T_i \in T$は，$d \in D$ $(B \subseteq D)$に対するいくつかの読込みステップ$R_i[d]$ $(R_i[B])$と書込みステップ$W_i[d]$ $(W_i[B])$からなる．T_iに含まれるステップ集合をSTEP(T_i)と表す．

各トランザクションステップのスケジューラへの入力系列について，ステップに関する全順序を$<$で表す．$W_i[d]$による値を$R_j[d]$が読込むとき，関係$RF = (T_i, d, T_j)$が成り立つと表す．系列の前後に初期トランザクション$T_0 = W_0[D]$と，最終トランザクション$T_f = R_f[D]$を付加した上で，全ての読込みステップに対するRFを割り当て(interpretation)Iという．割り当てIを考慮した系列hをスケジュールといい，$\langle h, I\rangle$と表す．すべての読込みステップに直前の書込みステップによる値を割り当てる場合を特にI_0と表し，スケジュール$\langle h, I\rangle$が直列(serial)であるとは，$I = I_0$かつ任意のトランザクションの実行中に他のトランザクションのステップが割り込まないことをいう．次に同じステップからなる2つのスケジュール$\langle h_A, I_A\rangle$，$\langle h_B, I_B\rangle$が$I_A = I_B$を満たし，$\langle h_B, I_B\rangle$が直列スケジュールならば，$\langle h_A, I_A\rangle$を直列可能(serializable)であるという．

ある$d \in D$に着目したとき，スケジュール内での複数の$W_i[d]$ $(T_i \in T)$による世代的な値を版(version)という．各データ項目に対して高々k個の版の存在を

許す方式を<u>k版</u>方式，$k=\infty$すなわち過去に書込んだ版すべての存在を許すものを<u>多版</u>方式，$k=1$で最新版のみの存在を許すものを<u>単版</u>方式という．

あるスケジュールが直列可能か否かを判定するのに，文献(2)の<u>DITS</u>(disjoint-interval topological sort)という概念が有効である．

〔定義2.1〕[2] スケジュール$\langle h, I\rangle$に対する<u>TIOグラフ</u>(transaction input/output graph) $TIO(\langle h, I\rangle)=(V, A)$とは，次の節点集合$V$と有向枝集合$A$からなる．

$V: T\cup T'$．但し，ある$d\in D$に関し(T_i, d, T_j)なるT_jが存在しないような$T_i\in T$を考える．このときT'をT_iに対するダミー節点T_i'の集合とする．

A：(T_i, d, T_j)に対するラベルd付き有向枝(T_i, T_j)の集合．またT_i, T_i'に対するラベルd付きダミー有効枝(T_i, T_i')の集合．

以下，ラベルd付き有向枝(T_i, T_j)を$(T_i, T_j):d$，T_iからT_jへの<u>有向路</u>を$[T_i, T_j]$と表す．□

〔定義2.2〕[2] $TIO(\langle h, I\rangle)$の節点に関するある全順序《が次の三条件を満たすとき，DITSであるという．(1) T_i《T_jならば，T_jからT_iへの有向路は存在しない．(2) $g\neq j$を満たすような$(T_g, T_i):d$および$(T_j, T_k):d$が存在し，T_g《T_kならばT_i《T_jが成り立つ．(3) $T_i\neq T_0, T_f$なる任意のiに対し，T_0《T_i《T_fである．

(2)の(T_i, T_j)を<u>排除枝</u>(exclusion arc)と呼ぶ．□

スケジュール$\langle h, I\rangle$が直列可能であるための必要十分条件は，$TIO(\langle h, I\rangle)$がDITSをもつことである[2]．

直列可能性の所属判定を多項式オーダーで抑えるため，下記の制約を設ける．

〔定義2.3〕[2] 系列hでのステップの全順序$<$により，トランザクションの順序制約《を付けたDITSを考える．例えば$W_i[d]<R_j[d]$ならばT_i《T_jとすることを<u>wr-制約</u>という．同様に<u>ww-制約</u>，<u>rw-制約</u>も定義できる．これらを組み合わせて，DITSにおいてwr-制約とrw-制約が満たされる場合を特に<u>wrw-制約</u>という．□

$TIO^*_c(\langle h, I\rangle)$は，$TIO(\langle h, I\rangle)$に$c$-制約枝($c=$ww, wrwなど)を付けた上で，排除枝を可能な限り付加したグラフとする(以下，他のグラフについても同様の表記を行う)．また直列可能スケジュールの部分クラスで制約cの成り立つクラスを，$C=WW$，WRWなど(多版方式では$MC=MWW$，$MWRW$など)と表す．

3. 先読みスケジューラ

3.1 単版先読みスケジューラCS(C)

単版<u>先読みスケジューラ</u>(cautious scheduler)CS(C)は，単版方式で各トランザクションT_iがスケジューラ入力時に$STEP(T_i)$を予告するという条件下で，デッドロックが無く，後退復帰の不要なスケジュールを構成する[3],[5]．$\langle P, I_0\rangle$を既に出力された部分スケジュール，qを現在判定すべきステップ，PENDを宣言されているがまだ未実行のステップ集合，DELを実行が遅延されているステップ集合とし，各トランザクションは前ステップの完了後に次ステップの実行要求を出す．

CS(C)は$\langle PqQR_f[D], I_0\rangle\in C$を満たすPEND中の全ステップからなる系列$Q$が存在するかどうかを調べ(<u>完成テスト</u>: completion test)，もし存在すればqの実行を許可し，DEL中で実行可能なステップを調べる．存在しなければ，qをDELに加え次のステップの到着を待つ．手続きの詳細は文献(3)，(5)等を参照のこと．

完成テストでは<u>ATIOグラフ</u>(active TIO graph) $ATIO(\langle P, I_0\rangle, q, PEND)$が重要な役割を果たす．これは既に到着したステップ(Pq)および予告ステップ(PEND)

によるグラフで，TIOグラフと同様に定義される[5]．

3.2　1版先読みスケジューラ$CS_1(WRW_1{}^{\pm})$

我々は，書込みステップの版の取捨選択を版数1のもとで動的に行う1版先読みスケジューラ$CS_1(C)$を考える．つまり単版方式の場合と異なる点は，各データ項目につき残している1つの版が最新版でなくてもよいことである．そこで考えている時点で残している$d \in D$の版を書込んだトランザクションを$T_{current(d)}$，Pに属するが$T_{current(d)}$ではないトランザクションの集合を$T_{old}(d)$，1版方式での割り当てをI_1とする．

1版方式では最新版とそうでない版のどちらを残してもよい場合が存在するので，制約付きクラスCの大きさはスケジューラに依存して決まるものである．そこで次のwrw±-制約を用い，手続きDCOM$_1$により生じるスケジュールのクラスを$WRW_1{}^{\pm}$と表すが，これはCS(C)のクラスのように最初からその大きさを定義できないことに注意しなければならない．以下では$CS_1(C)$のクラスCとしては$WRW_1{}^{\pm}$に限定して議論する．

〔定義3.1〕wrw±-制約とは，wrw-制約に次の様な追加・変更を行ったものである．

(1)任意の$T_i \in T_{old}'(d)$に対する一時的なww-制約$T_i \ll T_{current(d)}$を追加する．

(2)$W_i[d] \in PEND$に対して有向路［$T_i, T_{current(d)}$］があるとき，（$T_{current(d)}$，d，T_e）に対するrw-制約$T_e \ll T_i$を付加しないで永久的な$T_i \ll T_{current(d)}$の制約を付加する．制約枝（$T_i, T_{current(d)}$）をϵ-枝と呼ぶ．□

(1)の付加枝は文献(3)で導入されたもので，これにより，各時点での$T_{current(d)}$が，それまでにdの書込みを行ったトランザクションのうちで最後に直列化される．ここで存在するdの版は各時点で異なるので，(1)は一時的な付加枝である．

(2)の場合（$T_{current(d)}, T_e$）:dにより有向路［T_i, T_e］が存在する．そこでもし制約枝（T_e, T_i）を加えれば，余計な閉路を生じてしまう．また単に加えないだけでは，［$T_i, T_{current(d)}$］に(1)の一時的なww-制約枝が含まれている場合，定理3.2が成り立たないことがあるため，永久的な（$T_i, T_{current(d)}$）を付加する．

〔定義3.2〕$\langle P, I_1 \rangle$，q，PEND に対する1版wrw±-完成テストとは，次の条件を満たす系列Q，割り当て$I_1{}'$が存在するかどうかのテストである．

(1)　QはPENDの全ステップからなる系列である．

(2)　Q中のステップの順序は，各T_i中でのステップの順序に矛盾しない．

(3)　$I_1{}'$によって割り当てられる版が，割り当ての時点で存在する．

(4)　$TIO(\langle PqQR_f[D], I_1I_1{}' \rangle)$ がDITSをもち，その節点順はwrw±-制約を満たす．□

$CS_1(WRW_1{}^{\pm})$は，完成テスト（手続きCS(C)のCS2)以外については，手続きは単版方式の場合とほぼ同じである．従って，ここでは$CS_1(WRW_1{}^{\pm})$の完成テスト部分のみを議論する．

手続きDCOM$_1$（1版wrw±-完成テスト）

DC1:qによって以下の(a)，(b)どちらかを実行し，$ATIO^*{}_{wrw1\pm}(\langle P, I_1 \rangle, q, PEND)$に，対応する節点，ラベル付き有向枝，制約枝，排除枝を加える．

(a)（$q = R_i[d]$のとき）（$T_{current(d)}$，d，T_i）としDC2へ．

(b)（$q = W_i[d]$のとき） $ATIO^*{}_{wrw1\pm}(\langle P, I_1 \rangle, q, PEND)$ に有向路［$T_{current(d)}, T_i$］があるとき，$T_{current(d)} := T_i$とする．また，有向路［$T_i, T_{current(d)}$］があるとき，$W_i[d]$は受付けるがその版は残さない．T_i，$T_{current(d)}$間に有向路が

ないとき, $T_{current(d)}:=T_i$とする. なお$T_{current(d)}$が変化するとき, 定義3.1(1)の一時的ww-制約枝の右端も新$T_{current(d)}$へと変わる. DC2へ.

DC2: $\mathrm{ATIO}^{*}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ の有向閉路の有無を調べる. 有向閉路が無ければ1版$wrw^{\pm}$-完成テストは成功する. 有向閉路があればテストは失敗であり, グラフにおいてDC1で付加した部分を消す.

以下でＤＣＯＭ$_1$の判定が正しいことを議論する.

〔補題3.1〕 $\mathrm{ATIO}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ がDITSをもつとき, 節点の<u>位相的ソート</u>(topological sort)を行なって,得られるトランザクション列をτとする. $R_i[d]\in PEND$,と$T_{current(d)}$に対し, τで$T_i \ll T_{current(d)}$と直列化されることはない.

(証明) $W_{current(d)}[d]\in Pq$ゆえ, wr-制約により$(T_{current(d)}, T_i)$が生じる. □

$W_u[d]\in PEND, W_j[d]\in Pq$に対して有向路$[T_u, T_j]$が存在するとき, $W_u[d]$を<u>確定無効書込み</u>と呼ぶ. (定義3.1(2)参照)

〔補題3.2〕 $\mathrm{ATIO}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$がDITSをもつとき, 確定無効書込み$W_u[d]$, および$T_{current(d)}$に対し, τで$T_{current(d)} \ll T_u$と直列化されることはない.

(証明) $W_u[d]$は確定無効書込みゆえ, ある$W_k[d]\in Pq$に対し有向路$[T_u, T_k]$が存在する. また定義3.1(1)のww-制約枝$(T_k, T_{current(d)})$より有向路$[T_u, T_{current(d)}]$が存在する. よって証明された. □

〔定理3.1〕 $\mathrm{ATIO}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$にDITSが存在するとき, 1版$wrw^{\pm}$-完成テストは成功する.

(略証) $G_1=\mathrm{ATIO}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ のDITSに対するτを, 未実行ステップも含めたステップの列で置き換えた直列系列をσとし, $\pi=q(\sigma/Pq)$とする(s/s'はsからs'のステップを除いた系列とする). このとき$Q=\sigma/PqR_f[D]$と考えれば, 定義3.2の(1),(2)が満たされる. また$R_a[d]\in\pi$に対し, σにおいて$R_a[d]$の直前のdの書込みステップ$W_b[d]\in P\pi$を割り当てる割り当て方をI_1'とおく.

定義3.1(1)のww-制約枝と補題3.1により,任意の$T_j\in T_{old}(d)$に対し,及び$R_i[d]\in PEND$を含む任意のT_iに対して,ATIOグラフのDITSでは$T_j \ll T_{current(d)} \ll T_i$と直列化される. また補題3.2より確定無効書込み$W_u[d]$を含む任意のT_uは$T_u \ll T_{current(d)}$と直列化されるから, I_1'の割り当て方により, 定義3.2(3)が満たされる.

ＤＣＯＭ$_1$のDC1と上述のことから, I_1, I_1'ともにDITSで直前の書込みステップを割り当てているから, σにおける割り当てI_σと全く同じである. しかも$P\pi$とσは同じステップからなるため, $TIO(\langle P\pi, I_1 I_1'\rangle)$と$TIO(\langle\sigma, I_\sigma\rangle)$は等価である. 節点順についても二つのTIOグラフは同じであるから定義3.2(4)を満たす. □

〔定理3.2〕 $\mathrm{ATIO}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ がDITSをもつための必要十分条件は, $\mathrm{ATIO}^{*}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$が有向閉路をもたないことである.

(略証) $G_1{}^{*}=\mathrm{ATIO}^{*}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$が有向閉路をもつとすれば, $G_1=\mathrm{ATIO}_{wrw1}{}^{\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$がDITSをもたないのは明かである.

そこで$G_1{}^{*}$が有向閉路をもたないとき, G_1がDITSをもつことを示せばよい. 文献(2)でも示されているが, ダミー節点T_i'を常に対応する節点T_iのすぐ後に置くような位相的ソートが可能であるから, $wrw^{\pm}$-制約により少なくとも1つはダミーでない有向枝$(T_i, T_j):d$, $(T_g, T_k):d$に対して必ず$T_i \ll T_j \ll T_g \ll T_k$または$T_g \ll T_k \ll T_i \ll T_j$のように位相的ソートできることが示せる.

〔系3.1〕 $\mathrm{WRW}_1{}^{\pm}\subseteq\mathrm{SR}$であり, スケジュール$\langle h, I_1\rangle\in\mathrm{WRW}_1{}^{\pm}$におけるス

テップの順序は，各トランザクションでのステップの順序に矛盾しない．

（証明）手続きDCOM$_1$で出力されるスケジュールはWRW$_1^{\pm}$ に属し，定理3.2よりATIOグラフにDITSが存在するからWRW$_1^{\pm}$ $\subseteq$ SR．また定理3.1でQでのステップの順序について示されているので，$\langle h, I_1 \rangle$についても同様．□

〔例3.1〕CS$_1$(WRW$_1^{\pm}$)がATIO$^*_{wrw_1^{\pm}}$($\langle P, I_1 \rangle$, q, PEND) を用いてスケジューリングを行なう例を示す．図の有向枝(T_i, T_j):dについて，破線はPEND中のステップであること，実線は$W_{current(d)}$[d]であることを表す．また実線を斜線で消しているものは，W_i[d]が$T_i \in T_{old}$(d)のステップか，または受付けたが残さなかった（確定無効書込みの）版であることを意味する．その他例えば rw-制約枝はその枝にrw，排除枝はex.，ε-枝はεなどと記す（重要でない枝は省略）．

(1) $P=W_0[D]R_1[x]$, $q=W_2[x]$, $PEND=\{W_1[x,y], R_2[y], R_f[D]\}$のとき（図1(a)）
$q=W_2[x]$の実行を許し，$T_{current(x)}:=T_2$とする．

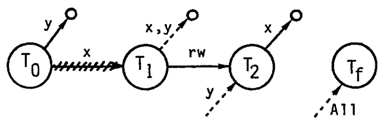
(2) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]$, $q=R_2[y]$, $PEND=\{W_1[x,y], R_f[D]\}$のとき$q=R_2[y]$の実行を遅延する(図1(b))．

(3) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]$, $q=R_3[x]$, $DEL=\{R_2[y]\}$, $PEND=\{W_1[x,y], R_f[D]\}$のとき
$q=R_3[x]$の実行を許す(図1(c))．ここで定義3.1(2)より，rw-制約枝(T_3, T_1)を付加せず，(T_1, T_2)を付加する．

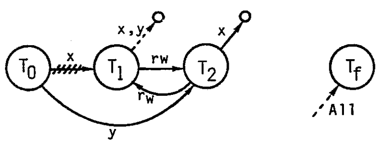
(4) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]R_3[x]$, $q=W_1[x]$, $DEL=\{R_2[y]\}$, $PEND=\{W_1[y], R_f[D]\}$のとき
$q=W_1[x]$を受付けるが$W_1[x]$の版は残さない(図1(d))．

(5) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]R_3[x]W_1[x]$, $q=W_1[y]$, $DEL=\{R_2[y]\}$, $PEND=\{R_f[D]\}$のとき
$q=W_1[y]$の実行を許し(図1(e))，$T_{current(y)}:=T_1$とする．

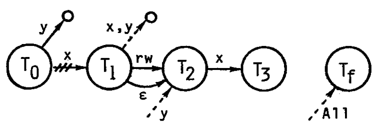
以下他のトランザクションが来なければ，$R_2[y]$, $R_f[D]$の順で実行される．□



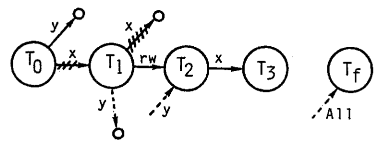
(a) $P=W_0[D]R_1[x]$, $q=W_2[x]$, $PEND=\{W_1[x,y], R_2[y], R_f[D]\}$.



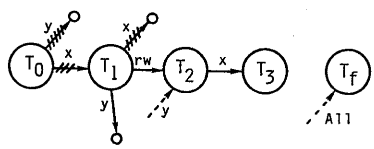
(b) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]$, $q=R_2[y]$, $PEND=\{W_1[x,y], R_f[D]\}$.



(c) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]$, $q=R_3[x]$, $DEL=\{R_2[y]\}$,
$PEND=\{W_1[x,y], R_f[D]\}$.



(d) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]R_3[x]$, $q=W_1[x]$,
$DEL=\{R_2[y]\}$, $PEND=\{W_1[y], R_f[D]\}$.



(e) $P=W_0[D]R_1[x]W_2[x]R_3[x]W_1[x]$, $q=W_1[y]$,
$DEL=\{R_2[y]\}$, $PEND=\{R_f[D]\}$.

図1　例3.1に対するATIO$^*_{wrw_1^{\pm}}$($\langle P, I_1 \rangle$, q, PEND)

Fig.1　ATIO$^*_{wrw_1^{\pm}}$($\langle P, I_1 \rangle$, q, PEND) for Example 3.1.

4. 先読みスケジューラの性能

4.1 取り消し異常による評価

トランザクションの実行中，ステップを変更しなければならない事態に対処するために，宣言したステップを取り消しても以後のスケジュールに支障が生じる（**取り消し異常**: cancellation anomaly）かどうかにより，先読みスケジューラの性能評価を行う．制約cがww-制約を含むとき CS(C)は取り消し異常を生じないが，ww-制約を含まない場合も $ATIO_c(\langle P, I_0\rangle, q, PEND)$ にある種の一時的制約枝を加えることで取り消し異常を避け得ることが知られている[3],[7]．制約cにこの一時的制約枝を加えた制約をc，クラスをC，対応する単版先読みスケジューラをCS(C)と表す（文献(3),(7)ではCS(C)と表記している）．

さて $CS_1(WRW_1{}^{\pm})$ について我々は次の結果を得た．

〔定理4.1〕1版先読みスケジューラ $CS_1(WRW_1{}^{\pm})$ は取り消し異常を生じない．

（証明）$ATIO^{*}_{wrw1\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ が現在有向閉路をもたない状態とする．まず，読込みステップを取り消すときは，グラフ上でなんの影響も及ぼさないため，結果のグラフに有向閉路は存在しない．一方，書込みステップすなわち $W_i[d]\in PEND$ を取り消すとき，$W_i[d]$ が確定無効書込みならば本来の $CS_1(WRW_1{}^{\pm})$ が版を残さないこと（手続き $DCOM_1$ の DC1(b)）と同じ意味をもつ．従って，もとのATIOグラフが有向閉路をもたない仮定より，1版wrw±-完成テストは成功する．$W_i[d]$ が確定無効書込みでないとき定義3.1(1)の制約枝により，任意の $T_j\in T_{old}(d)$ に対して $T_j \ll T_{current(d)}$ であるから，$R_k[d]\in PEND$ に対して $W_{current(d)}[d]$ を割り当てることができ，しかも枝を取り消すだけだから，結果のグラフに有向閉路は存在しない．従って $CS_1(WRW_1{}^{\pm})$ に取り消し異常はない．□

4.2 無遅延クラスによる評価

スケジューラがどのステップも遅延させることなく出力するようなスケジュールの集合を考える．これを<u>**無遅延クラス**</u>(fixed point set)と呼び，制約付きクラスCに対してfp(C)で表す．fp(C)が大きいほど，スケジューラの並行処理能力が優れているといえる．

〔補題4.1〕$W_j[d]\in PEND$ に対しfp(WRW)に属するスケジュールを $CS_1(WRW_1{}^{\pm})$ で実行したとき，$T_j \ll T_{current(d)}$ となることはない．

（略証）$h\in fp(WRW)$ なるスケジュールhを考える．$d\in D$ への最新の書込みステップ $W_{NEW}[d]$ に対して，$ATIO^{*}_{wrw}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ において，その制約枝のつけ方から有向路 $[T_j, T_{NEW}]$ は存在しない．もし存在すれば $h\in fp(WRW)$ の仮定に反するからである．さてhを $CS_1(WRW_1{}^{\pm})$ で実行したとき $T_{NEW}\neq T_{current(d)}$ の場合がないことは帰納的に示せる．そこで $T_{NEW}=T_{current(d)}$ のとき，wrw±-制約集合は定義3.1(2)のε-枝を除けばwrw-制約集合に含まれる．従って $ATIO^{*}_{wrw}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ において $[T_j, T_{NEW}]$ が存在しないことより，$ATIO^{*}_{wrw1\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ が $[T_j, T_{NEW}]$ を含むとすれば，その有向路は必ずε-枝を含む．□

〔定理4.2〕$fp(WRW)\subsetneq fp(WRW_1{}^{\pm})$．

（略証）定義3.1(2)のε-枝以外の付加枝については，$G_1{}^{*}=ATIO^{*}_{wrw1\pm}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ の付加枝は $G^{*}=ATIO^{*}_{wrw}(\langle P, I_1\rangle, q, PEND)$ に含まれる．さらに補題4.1より，ε-枝が生じるのはfp(WRW)に属さないスケジュールに対してのみゆえ $fp(WRW)\subseteq fp(WRW_1{}^{\pm})$．次に $a=W_0[D]R_1[x]W_2[x]R_3[x]W_1[x]W_3[x]R_f[D]$ とおくと，$a\notin fp(WRW)$ かつ $a\in fp(WRW_1{}^{\pm})$ が示せる．□

〔定理4.3〕 $fp(WRW_1^{\pm}) \subseteq WRW$.

（証明）定理4.2の証明におけるaについて，$TIO^{*}_{wrw}(\langle a, I_0 \rangle)$はrw-制約枝($T_1$, T_2), (T_3, T_1), および(T_2, T_3):x により閉路が生じる．従って $a \notin WRW$ であり，また定理4.2より $a \in fp(WRW_1^{\pm})$ ゆえ，$fp(WRW_1^{\pm}) \subseteq WRW$ が成り立つ． □

なお， $b = W_0[D]W_1[x]R_3[z]W_2[x]R_2[y]W_1[y]W_3[x]R_f[D]$

とおくと， $b \notin fp(WRW_1^{\pm})$ かつ $b \in fp(WRW)$ は容易に確かめられる．

4.3 完成テストの実行時間

我々の$CS_1(WRW_1^{\pm})$ について次のことが成り立つ．

〔定理4.4〕 1版$wrw^{\pm}$-完成テストは多項式時間で実行可能である．

（証明）定理3.1, 3.2より， 1版$wrw^{\pm}$-完成テストは$ATIO^{*}_{wrw1^{\pm}}(\langle P, I_1 \rangle, q, PEND)$の有向閉路の有無により判定できるから，多項式時間で実行可能である． □

完成テストは先読みスケジューラの手続き中で最も時間がかかる部分ゆえ，$CS_1(WRW_1^{\pm})$は実行時間という面においては実用的ということができる．

5. むすび

本稿では，今まで提案された単版先読みスケジューラのモデルを基礎として，データベース上に残す版の選択に動的な方法をとることにより，同じ版数1という条件のもとで並行性をより高めたスケジューラを考察した．またその実際的な性能評価について，シミュレーションによる結果を部分的に得ているが，理論に沿った結果と評価できるものである．

謝辞 日頃ご指導をいただく京都大学長谷川利治教授に深謝いたします．また本研究に際し，温かいお励ましと貴重な御助言をいただいた京都大学茨木俊秀教授，西尾章治郎助手，カナダ国Simon Fraser大学亀田恒彦教授に深謝いたします．

文献

(1) Casanova, M.A. and Bernstein, P.A. : "General Purpose Schedulers for Database Systems", Acta Inf. 14, pp.195-220 (1980).

(2) Ibaraki, T., Kameda, T. and Minoura, T. : "Serializability with Constraints", ACM Trans. Database Syst., 12, 3, pp.429-452 (1987).

(3) Ibaraki,T., Kameda,T. and Katoh,N.:"Cautious Transation Schedulers for Database Concurrency Control", to appear in IEEE Trans. Software Engineering.

(4) Ibaraki, T., Kameda, T. and Katoh,N.:"Cautious Transation Schedulers for Multiversion Database Systems" , LCCR TR86-2, Dept. of Comput. Sci., Simon Fraser Univ., Canada (1986).

(5) Katoh,N., Ibaraki,T. and Kameda,T.: "Cautious Transaction Schedulers with Admission Control", ACM Trans. Database Syst.,10, 2, pp.205-229 (1985).

(6) Sy,C.:"Efficient Schedulers in Multiversion Database Systems",Master Thesis, Faculty of Appl. Sci. Simon Fraser Univ., Canada (1986).

(7) 武田，増山，茨木: "版数制限をもつ先読みスケジューラ", 信学論(D), J70-D,8, pp.1478-1486 (1986).