プライオリティシーリングによるオブジェクト指向 トランザクション処理*

浅井 研一[†]・小村 裕樹[‡]・馬場 智子[§]・永田 元康[¶]

Object-Oriented Transaction Processing by Priority Ceiling*

Ken-ichi ASAI[†], Hiroki KOMURA[‡], Tomoko BABA[§] and Motoyasu NAGATA[¶]

The object-oriented transaction processing characterized by recursive invocation of method for object is realized by concurrency control which satisfies object-oriented serializability. As the conventional semantic concurrency control is executed by switching subtransactions, the transaction which has arrived subsequently can be partly executed by suspending the precedent transaction which has not been completed, as far as the object-oriented serializability is guaranteed. Despite of allowance of partial execution for the subsequent transaction, the semantic concurrency control faces the left off problem about precedent transactions, which means that the precedent transactions cannot be executed for a long time. This paper presents an object-oriented transaction processing by introducing priority ceiling to resolve the left off problem. Furthermore, to evaluate performance of our proposed method detailed experiments were carried out from various viewpoints. Especially, from experimental results about execution time of transaction, left-off transactions, execution time of transaction, suspended time and waiting time of subtransactions, we obtain detailed consideration of the performance evaluation and show effectiveness of our proposed object-oriented transaction processing by the priority-ceiling.

1. はじめに

オブジェクト指向トランザクションは、オブジェクトに対するメソッドの再帰的な起動を特徴とするため、オブジェクトとそれをアクセスするメソッドの一対からなるノードから構成される木構造となることが知られている。このような木構造のトランザクションを並行処理制御するため、オブジェクト指向直列可能性なる概念 [1]

に従うロック方式が提案されている。このロック方式によるトランザクション処理は、オブジェクトをアクセスするサブトランザクションを切り替えながら実行されることから、オブジェクト指向直列可能性を満たす限り、先着のトランザクションに後着のトランザクションを割り込ませて実行することが可能である。このトランザクション処理は、同一のオブジェクトを同時にアクセスする二つのメソッドの組合せに対して、衝突または互換を表す意味情報を参照しておこなわれるため、意味的並行処理制御とよばれている。

まず、論文の背景および動機について述べる。Muthらが提案した意味的並行処理制御 [2] の方法に従って木構造のオブジェクト指向トランザクションを並行処理するとき、先着のトランザクションの実行完了に先んじて後着のトランザクションの部分的な実行を許すことから、先着のトランザクションが長時間にわたり実行完了されない状態のままに放置される状況が起こりうる。このような先着トランザクションの積み残し現象の克服は、オブジェクト指向トランザクション処理の未解決問題として残っていた。本論文は、この積み残し問題の解決を目的として、プライオリティシーリングを導入したロッ

* 原稿受付 2005 年 12 月 1 日

[†] (株) NTT データ 決済ソリューション事業本部 Payment Solutions Sector, NTT Data Corporation; Mita 3-9-11, Minato-ku, Tokyo 108-0073, JAPAN

[‡] (株) 日立製作所 金融システム事業部 Financial Information Systems Division, Hitachi, Ltd; 890 Kashimada, Saiwai, Kawasaki, Kanagawa 212-8567, JAPAN

[§] (株) 日立製作所 ソフトウェア事業部 Software Division, Hitachi, Ltd; Totsuka-cho 5030, Totsuka-ku, Yokohama-shi, Kanagawa 244-8555, JAPAN

[¶] 大阪教育大学 情報科学専攻 Department of Information Science; Osaka Kyoiku University, Asahigaoka 4-698-1, Kashiwara-shi, Osaka 582-8582, JAPAN

Key Words: object, transaction processing, priority-ceiling, performance evaluation.

ク方式のオブジェクト指向トランザクション処理を提案する。

プライオリティシーリングのタスクスケジューリングへの適用は、オペレーティングシステムにおけるプロセスの優先度逆転現象を解決するために、Shaらによる提案 [3] が嚆矢である。彼らは、セマフォのプライオリティシーリングをセマフォを使用する複数プロセス内の最高のプロセス優先度として定義した。Ullusoyら [4] は [3] の定義を拡張して、トランザクション処理におけるデータ項目のプライオリティシーリングは、対象となるデータ項目をアクセスする複数のトランザクションに付加された優先度の中で最高の優先度と定義した。なお、Ullusoyらの考察対象は、階層的なオブジェクト指向トランザクションでなく、フラットなトランザクションである。

我々は、メソッドの再帰的な起動を特徴とする階層的なオブジェクト指向トランザクション処理に対して、このプライオリティシーリングを適用して、論文 [1,2] が未解決のままに残っていた先着トランザクションの積み残し現象を解決することを可能にした。我々がプライオリティシーリングをオブジェクト指向トランザクション処理に導入した動機は、同一のオブジェクトをアクセスする互換となるメソッドの組合せに対して、後着トランザクションのメソッドの実行が先着トランザクションのメソッドの実行に部分的に先行することから発生しうる、先着トランザクションの積み残し現象を回避して、オブジェクト指向トランザクション処理の性能を向上させるためである [5-8]。

本論文は、プライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理のアルゴリズムを提案する。オブジェクト指向トランザクション処理は、本質的にサブトランザクションのスケジューリングとなる。このサブトランザクションのスケジューリングは、キューにおけるサブトランザクションのスケジューリングアルゴリズムおよびロック予定表を用いた実行可能状態判定アルゴリズムに従っておこなわれる。提案するプライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理のアルゴリズムは、先着トランザクションの積み残し現象の回避が可能となる。また、提案するアルゴリズムは、オブジェクト指向直列可能性なる性質を満足することを示す。

本論文で提案したオブジェクト指向トランザクション処理の手法の有効性を実証するために、実験による性能評価をおこなう。具体的には、優先度による従来のトランザクション処理の積み残し分布の測定結果から、プライオリティシーリングの導入の必要性を確認したのち、トランザクションの実行時間、トランザクションの待ち時間、サブトランザクションの一時停止時間などについての実験結果を踏まえて、プライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理の性能評価

を検討する。

本論文の構成は次のとおりである。2. ではオブジェクト指向トランザクション処理に関する木構造としてのモデル、オブジェクト指向直列可能性および従来の処理手法が抱える問題点について述べる。3. では、プライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理のアルゴリズムを提案するとともに、その性質を示す。4. では提案したオブジェクト指向トランザクション処理に関していくつかの実験をおこない、提案方式の性能評価について報告する。

2. オブジェクト指向トランザクション処理

2.1 オブジェクト指向トランザクションモデル

オブジェクト指向トランザクションの特徴は、オブジェクトに付随するメソッドの再帰的な起動である。言い換えると、トランザクション T は、オブジェクト O_i のメソッド m_i を起動すると、メソッド m_i では、再び、他のオブジェクト O_{ij} のメソッド m_{ij} を起動する。メソッド m_i は、他のオブジェクトのメソッドを起動するのみならず、オブジェクト O_i を $\text{read}(O_i)$ または $\text{write}(O_i)$ する操作をおこなう。なお、意味的並行処理制御においてオブジェクトをアクセスするメソッドは read および write に限らないが、一般性を失うことなく、本論文で使用するメソッドは read および write に限定する。トランザクションのプログラムの構造は次のように書ける。

```
T(){
    .....
    object1.method1
    object2.method2
    .....
}

mi(){
    .....
    object11.method11
    object12.method12
    .....
}
```

オブジェクト指向トランザクションは、メソッドの再帰的な起動の性質から、オブジェクトとそれをアクセスするメソッドの一対からなるノードから構成される木構造としてモデル化される。オブジェクト指向トランザクションでは、トランザクションは木であり、サブトランザクションはノードである。Fig.1 にトランザクションの木構造を示す。Fig.1 における記号として、 T_i はトランザクションを、 $T_{i,j}$, $T_{i,j,k}$ などの記号はサブトランザクションを意味する。また、 A や P などはオブジェクトを示す。Fig.1 において、同一のオブジェクトをアクセ

Fig. 1 Object-oriented transaction model

スする複数のメソッドの関係は、オブジェクト B に同時にアクセスする場合のみを互換とし、B 以外の同一オブジェクトへの同時アクセスは衝突と仮定する。トランザクションの木構造において、根ノードから葉ノードに向かって起動され、葉ノードから根ノードに向かって実行される。また、木構造において、左側の部分木から右側の部分木に向かって実行されるものとする。新たに到着したトランザクションは、無条件に起動される。なお、一般にトランザクションは定型業務のプログラムであることから、スケジューラはトランザクションの構造について既知であると仮定する。

2.2 オブジェクト指向直列可能性

オブジェクト指向直列可能性は、トランザクション処理における古典的な直列可能性を拡張した概念である。トランザクション処理は、原子性、一貫性、孤立性、耐久性からなる ACID 特性が要求される [9-11] が、直列可能性はこの孤立性を具体化した概念であり、データベースをアクセスするトランザクションが結果として直列に処理されることを意味する。この直列可能性を保証するために使用されるロックは、共有ロックと排他ロックに区別される。

【定義 1】 共有ロックは、あるトランザクションが読み出し操作を行う場合に、その読み出し操作を保護するロックであり、あるオブジェクトに対して複数の読み手が孤立性を損なうことなく並行してアクセスすることができる。排他ロックは、あるトランザクションが書き込み操作を行う場合に、その書き込み操作を保護するロックであり、同時にそのオブジェクトに他のトランザクションが読み出しまたは書き込み操作をすることを排除する。

この 2 種類のロックを使用した直列可能性を保証するために、互換と衝突の概念がある。

【定義 2】 共有ロックと共有ロックは互換であるが、共有ロックと排他ロック、または排他ロックと排他ロックは衝突する。

一方、オブジェクト指向トランザクションの並行処理制御では、オブジェクトへのアクセスが互換となる局面において、木構造の先着トランザクションに木構造の後着トランザクションを割り込ませるスケジューリングと

なるため、古典的な直列可能性を単純に適用することは困難となり、Rakow らは古典的な直列可能性をオブジェクト指向直列可能性に次のように拡張した [1]。

【定義 3】 トランザクション処理がオブジェクト指向直列可能性であるとは、二つのサブトランザクションが衝突するとき、先着のサブトランザクションを後着のサブトランザクションよりも先に実行させ、二つのサブトランザクションが互換であるとき、先着のサブトランザクションと後着のサブトランザクションとの実行順序を問わずに実行させるスケジューリングを満たすことをいう。

2.3 意味的並行処理制御の問題点

意味的並行処理制御は、メソッドの再帰的な起動をおこなうオブジェクト指向トランザクションのスケジューリングにおいて、オブジェクトを同時にアクセスするメソッドに関する意味情報を表すテーブルを参照することにより、並行処理の性能向上を図る手法である。ここで、テーブルのエントリには、指定されたオブジェクトに対して、同時アクセスする二つのメソッドが互換または衝突のいずれかを特定した意味情報が格納されている。

意味的並行処理制御の概要を述べる。文献 [2] によると、オブジェクト指向トランザクション処理の特徴として、メソッドの起動およびオブジェクトへの直接アクセスが共存することを挙げている。すなわち、親サブトランザクションによる子サブトランザクションのメソッドを起動、子サブトランザクションにおけるオブジェクトアクセス、親サブトランザクションにおけるオブジェクトアクセスの順序で実行される。本論文においても、この仮定のもとに議論を進める。なお、本論文で使う実行という用語は、このオブジェクトアクセスを意味する。先着トランザクション T1 と後着トランザクション T2 が並行処理の状態にあるとする。一般性を失うことなく、T1 のサブトランザクション T1.i と T2 のサブトランザクション T2.m が同じオブジェクト P をアクセスし、おのおののサブトランザクションの子となるサブトランザクション T1.i.j と T2.m.n が同じオブジェクト Q をアクセスするものとする。意味的並行処理制御は、 $P(T1) > P(T2)$ なるトランザクションの優先度に基づいて、オブジェクト指向直列可能性を満たすように、親サブトランザクションおよび子サブトランザクションが互換または衝突となる組合せに応じてスケジューリングされる。

- T1.i と T2.m が互換であり、T1.i.j と T2.m.n が衝突するとき、T1.i.j を実行完了した後、T1.i と T2.m の実行順序は問わない。
- T1.i と T2.m が衝突し、T1.i.j と T2.m.n も衝突するとき、T1.i.j を実行完了して、さらに T1.i と T2.m.n を実行完了した後、初めて T2.m を実行できる。
- T1.i と T2.m が互換であり、T1.i.j と T2.m.n も互

換であるとき、 $T1.i.j$ と $T2.m.n$ の実行順序は問わない。また、 $T1.i.j$ と $T2.m.n$ を実行完了した後、 $T1.i$ と $T2.m$ の実行順序は問わない。

- $T1.i$ と $T2.m$ が衝突し、 $T1.i.j$ と $T2.m.n$ が互換であるとき、 $T1.i.j$ と $T2.m.n$ の実行順序は問わない。また、 $T1.i.j$ と $T2.m.n$ を実行完了して、さらに $T1.i$ を実行完了した後、初めて $T2.m$ を実行できる。

Muthらは、オブジェクト指向直列可能性の定義[1]に従って意味的並行処理制御を提案したが[2]、彼らの提案した意味的並行処理制御には問題点が存在した。すなわち、オブジェクト指向直列可能性の定義に従うと、オブジェクトへのアクセスが互換となるサブトランザクションの実行順序を問わないため、先着トランザクションの実行完了に先んじて、後着トランザクションにおけるサブトランザクションの部分的な実行を許すことになる。このとき、後着トランザクションの部分的な実行が完了しても、先着トランザクションの実行が完了する前に、さらに新たな後着トランザクションに対して、そのトランザクションにおける互換となるサブトランザクションが先行して実行されるため、先着トランザクションは実行をさらに延期されることを余儀なくされて、長時間にわたり実行完了することができない現象が生ずる。このように、先着トランザクションにおける互換となるサブトランザクションの積み残し現象が未解決問題として残っていた。

3. オブジェクト指向トランザクション処理アルゴリズム

3.1 プライオリティシーリング

我々が目標とすべき課題は、後着トランザクションに先着トランザクションへの割り込みを許しながら、先着トランザクションの積み残しを解消することである。このため、プライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理のアルゴリズムを提案する。なお、ACID特性のうち、原子性、一貫性、耐久性は満たされると仮定する。孤立性については、提案するアルゴリズムがオブジェクト指向直列可能性を満たすことを示す。本論文では、優先度を使う意味的並行処理制御を従来手法とよび、提案する手法をプライオリティシーリング手法とよぶことにする。まず、プライオリティシーリングの定義を記す。

【定義 4】 オブジェクトのプライオリティシーリングは、対象となるオブジェクトをアクセスする複数のトランザクションに付加された優先度のなかで、最高の優先度である。

定義4から、Fig.1の木構造で表現されるオブジェクト指向トランザクションモデルに対応するプライオリティシーリングは、Table 1 のようになる。表において、記号 Obj はオブジェクトを、PC はプライオリティシーリングを示す。ここで、三つのトランザクションは、 $T1$ 、

$T2$ 、 $T3$ の時間順に到着するため、トランザクションの優先度は、 $P(T1) > P(T2) > P(T3)$ である。

Table 1 Priority Ceiling (PC)

Obj	A	B	C	P	Q	R
PC	P(T1)	P(T2)	P(T1)	P(T1)	P(T2)	P(T1)

3.2 プライオリティシーリングによるトランザクション処理アルゴリズム

オブジェクト指向トランザクション処理は、以下に示すスケジューリングルールを基本方針とする。

[スケジューリングルール]

- 優先度はすべてのトランザクションに付加され、トランザクションの到着順に優先度を降順に設定する。
- 衝突するサブトランザクション間の実行順序は、当該のサブトランザクションが属するトランザクションの優先度に従う。
- 互換であるサブトランザクションに対して、プライオリティシーリングが高いオブジェクトをアクセスするサブトランザクションを優先的に実行する。

このスケジューリングルールを実現するため、オブジェクト指向トランザクション処理はFig.2に示すアルゴリズムに従う。オブジェクト指向トランザクション処理は、複数のトランザクションのサブトランザクションを切り替えながら実行される。このため、キュー内のサブトランザクションのスケジューリングは、オブジェクト指向トランザクション処理において最も重要な役割を果たす。Fig.3に示す、キューにおけるサブトランザクションのスケジューリングは、ロック予定表を用いた実行可能状態判定アルゴリズムに従っておこなわれる。この実行可能状態の判定アルゴリズムをFig.4に示す。ここで使用するロック予定表は、各オブジェクトに対してロックを予定するサブトランザクション識別子、および、共有ロックまたは排他ロックを示すロックモードが記入される。オブジェクトに対するサブトランザクション識別子およびロックモードの更新は、Fig.5に示すロック予定表の作成アルゴリズムに従う。このロック予定表は、トランザクションの到着に応じて動的に変化する。ある時点におけるロック予定表の例をTable 2に示す。

Table 2 Lock table

Obj	A	B	C	D	E	F	G
Lock	Exl	Shr	Shr	Exl	Exl	Exl	Exl
ID	T12	T311	T32	T112	T312	T2	T222

オブジェクト指向トランザクション処理のアルゴリズム (Fig.2) の主要な流れを記す。トランザクション T_i が新たに到着すると、実行中のサブトランザクションの存否をチェックして、存在すれば実行中のサブトランザクションは一時停止される。到着したトランザクション T_i が起動され、 T_i に係るオブジェクトのプライオリティ

```

Procedure TransactionProcessing
begin
    new transaction Ti arrives
    L: if (currently executing subtransaction exists)
        then currently executing subtransaction
            is preempted
        begin
            invoke transaction Ti
            update priority ceiling
            enqueue all subtransactions of Ti
            schedule subtransactions in queue
            select runnable subtransaction
            dequeue subtransaction
            execute the dequeued subtransaction
        end
    if (new transaction arrives)
        then goto L
    else if (subtransaction exists in queue)
        then goto L
    else wait
end

```

Fig. 2 Object-oriented transaction processing algorithm

シーリングは更新され、 T_i のサブトランザクションはキューに格納される。さらに、キュー内のサブトランザクションはスケジューリングされ、実行可能なサブトランザクションが選ばれる。この選ばれたサブトランザクションはキューから取り出されて、実行される。Fig.2 のアルゴリズムにおけるキュー内のサブトランザクションのスケジューリングについての詳細なアルゴリズムをFig.3に示す。

キューにおけるサブトランザクションのスケジューリングアルゴリズム (Fig.3) の主要な流れを記す。スケジューリングの開始時点で、キューの先頭にポインタをセットする。すべてのサブトランザクションの予定ロックをチェックしたのち、キュー内のポインタが指すサブトランザクションを取得する。つぎに、当該サブトランザクションが未完了な子サブトランザクションをもたず、実行可能状態判定アルゴリズムによりロック予定表を参照して実行可能状態と判定されたとき、そのサブトランザクションを実行可能変数 $allowed_exe$ に格納する。未完了な子サブトランザクションをもたないことのチェックは、2.3 の意味的並行処理制御において子サブトランザクションを実行完了したのち、親サブトランザクションを実行することに対応する。さらに、キュー内にポインタにより指された最後のサブトランザクションが存在するとき、実行可能変数をキューから取り出して実行する。キュー内のポインタが最後のサブトランザクションを指さないとき、ポインタをインCREMENTして、そのポインタに指されるサブトランザクション T_{ij} を一時変数 $allowed_tmp$ に格納する。 T_{ij} のすべての子サブトランザクションが実行されているならば、実行可能状態判定アルゴリズムにより、 T_{ij} が実行可能であるか否かを判

```

Procedure Subtransaction Scheduling in Queue
begin
    set pointer to head of queue
    check all subtransactions using lock table
    L1: get subtransaction  $T_{ij}$  assigned by pointer in queue
        if (number of uncompleted child subtransactions
            of  $T_{ij} > 0$ )
            then increment pointer, goto L1
        else /* number of uncompleted child
            subtransactions is zero */
            if ( $T_{ij}$  is not judged runnable using lock table)
                then increment pointer, goto L1
            else  $allowed\_exe \leftarrow T_{ij}$ 
            begin
                L2: if (last subtransaction is assigned by pointer in queue)
                    then dequeue  $allowed\_exe$  from queue and execute  $T_{ij}$ 
                    exit
                else increment pointer
                     $allowed\_tmp \leftarrow T_{ij}$  assigned by pointer in queue
                    if (number of uncompleted child subtransactions
                        in  $allowed\_tmp > 0$ )
                        then goto L2
                    else /* number of uncompleted child subtransactions is zero */
                        if ( $allowed\_tmp$  is not judged runnable
                            using lock table)
                            then goto L2 /* impossible to run */
                        else /* runnable */
                            if ( $allowed\_exe$  and  $allowed\_tmp$  are conflicting)
                                then /* conflicting */
                                    if (priority( $allowed\_tmp$ ) is higher than
                                        priority( $allowed\_exe$ ))
                                        then goto L2
                                    else  $allowed\_exe \leftarrow allowed\_tmp$ , goto L2
                                else /* commutative */
                                    begin
                                        if (priority-ceiling( $allowed\_tmp$ ) is higher than
                                            priority-ceiling( $allowed\_exe$ ))
                                            then goto L2
                                        else if (priority-ceiling( $allowed\_tmp$ ) is lower than
                                            priority-ceiling( $allowed\_exe$ ))
                                            then  $allowed\_exe \leftarrow allowed\_tmp$ , goto L2
                                        else /* same priority-ceiling */
                                            if (priority-ceiling( $allowed\_exe$ ) is equal to
                                                priority( $allowed\_tmp$ ))
                                                then  $allowed\_exe \leftarrow allowed\_tmp$ , goto L2
                                            else goto L2 /* not equal */
                                    end
                                end
                            end
                        end
                    end
                end
            end

```

Fig. 3 Subtransaction scheduling algorithm in queue

定する。実行可能である場合、実行可能変数と一時変数に格納されている二つのサブトランザクションが衝突または互換のいずれかにより、処理が異なる。 $allowed_exe$ と $allowed_tmp$ が衝突するならば、優先度の高い方を $allowed_exe$ とする。両者が互換かつプライオリティシーリングが等しく、 $allowed_exe$ がアクセスするオブジェクトのプライオリティシーリングが $allowed_tmp$ が属する

```

Procedure RunnableJudgement
begin
let Object(x) be an object that subtransaction  $T_{ij}$ 
  tries to access.
let  $T_{m,n}$  be an ID of subtransaction at an entry
  for Object(x) in lock table.
if (lock mode of Object(x) is shared lock)
then  $T_{ij}$  is runnable
else /* lock mode of Object(x) is exclusive lock*/
  if ( $T_{ij}$  is read operation)
    then if (priority of  $T_{ij}$   $\geq$  priority of  $T_{m,n}$ )
      then  $T_{ij}$  is runnable
      else  $T_{ij}$  is unrunnable
    else if (priority of  $T_{ij}$  = priority of  $T_{m,n}$ )
      then  $T_{ij}$  is runnable
      else  $T_{ij}$  is unrunnable
end

```

Fig. 4 Runnable status judgement algorithm

```

Procedure LockTable
begin
let entry of lock table consists of subtransaction ID
  and lock mode.
while (all subtransactions accessing object (x))
  if (there exist more than one subtransactions
    which write object (x))
  then
    begin
      subtransaction ID  $\leftarrow$  ID of highest priority
      subtransaction which writes object (x)
      lock mode  $\leftarrow$  exclusive lock
    end
  else
    lock mode  $\leftarrow$  shared lock
end

```

Fig. 5 Lock table generating algorithm

トランザクションの優先度に等しい場合、allowed-tmpを新たに allowed-exe と置き換えて allowed-exe を実行する。これは、allowed-tmp が属するトランザクションの優先度が allowed-exe が属するトランザクションの優先度より高いことを意味する。両者が互換かつプライオリティシーリングが等しく、allowed-exe がアクセスするオブジェクトのプライオリティシーリングが allowed-tmp が属するトランザクションの優先度に等しくない場合には、allowed-exe を実行する。言い換えると、いずれの場合も、プライオリティシーリングが等しければ、サブトランザクションはトランザクションの到着順に従って実行される。

実行可能状態判定アルゴリズム (Fig.4) の概要を記す。ロック予定表において、オブジェクト x のアクセスを予定するサブトランザクション T_{mn} の情報があらかじめ格納されていると仮定する。また、サブトランザクション T_{ij} がオブジェクト x のアクセスを新たに予定しているとする。ロック予定表におけるオブジェクト x の

ロックモードが共有ロックならば、サブトランザクション T_{ij} は実行可能である。オブジェクト x のロックモードが排他ロックならば、 T_{ij} が読み出し操作であり、サブトランザクション T_{ij} が同じオブジェクトをアクセスするサブトランザクション T_{mn} より優先度が高いとき、 T_{ij} は実行可能である。一方、 T_{ij} が書き込み操作であり、サブトランザクション T_{ij} が同じオブジェクトをアクセスするサブトランザクション T_{mn} と優先度が等しいとき、 T_{ij} は実行可能である。

ロック予定表の作成アルゴリズム (Fig.5) の概要を記す。オブジェクト x に書き込みをおこなうサブトランザクションが存在するならば、当該オブジェクト x をアクセスする最高の優先度を持つサブトランザクションの識別子をロック表におけるオブジェクト x のサブトランザクション項目に代入して、オブジェクト x のロックモードを排他ロックとする。オブジェクト x を読み出すサブトランザクションのみが存在するならば、オブジェクト x のロックモードを共有ロックとする。この操作を、オブジェクト x をアクセスするすべてのサブトランザクションに対して繰り返す。

Figs.2-5 に提案するアルゴリズムと既存の方式との大きな相違点は、先着トランザクションにおけるサブトランザクションの積み残しの解消を図って、互換となるアクセスに対してプライオリティシーリングを適用していることである。

3.3 提案手法の性質

オブジェクト指向トランザクション処理に関する提案手法は、オブジェクト指向直列可能性について次の性質を満たす。

【定理 1】 プライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理は、オブジェクト指向直列可能性を保証する。

(証明) 到着した n 個のトランザクションが並行処理制御されており、それらの中で i 個のトランザクションのサブトランザクションがオブジェクト $O1$ をアクセスする候補と仮定する。トランザクションの優先度は、到着順が早いほど高くなる。オブジェクト $O1$ へのアクセスが衝突するとき、3.2 のスケジューリングルールにより、優先度が高いトランザクションのサブトランザクションが実行される。さらに同時に、別の j 個のトランザクションのサブトランザクションがオブジェクト $O2$ をアクセスしようとして、これらのアクセスが衝突するとき、 $O1$ および $O2$ におののに対する最高の優先度を持つ二つのトランザクションのうち、高い優先度のトランザクションのサブトランザクションが実行される。つぎに、 $O1$ および $O2$ に対するアクセスが共に互換であるとする。定義 4 より、オブジェクトのプライオリティシーリングは、対象となるオブジェクトをアクセスする複数のトランザクションに付加された優先度のなかで、最高の優先度で

ある。3.2のスケジューリングルールにより、互換であるサブトランザクションに対して、プライオリティシーリングが高いオブジェクトをアクセスするサブトランザクションが優先的に実行される。さらにFig.3のキューにおけるサブトランザクションスケジューリングアルゴリズムから、オブジェクトO1のプライオリティシーリングがO2のプライオリティシーリングより高いとすると、O1をアクセスする最も早く到着したトランザクションのサブトランザクションが実行される。なお、複数のトランザクションが並行処理制御される状況においても、Fig.3のキューにおけるアルゴリズムに従って、二つのサブトランザクションを比較して実行される。上記のスケジューリングは、二つのサブトランザクションが衝突するとき、先着のサブトランザクションを後着のサブトランザクションより先に実行させ、二つのサブトランザクションが互換であるとき、先着のサブトランザクションと後着のサブトランザクションの実行順序を問わないため、オブジェクト指向直列可能性の定義は満たされる。□

4. 性能評価

4.1 実験環境

提案するプライオリティシーリングによるトランザクション処理および従来手法である優先度による意味的並行処理制御との比較のため、再帰的にメソッド起動をおこなう木構造のトランザクションに対して、3.で提案したプライオリティシーリングによるトランザクション処理アルゴリズムを実行して性能評価をおこなった。実験環境をTable 3に示す。

Table 3 Experimental environment

CPU	Pentium4	1.5GHz
Memory	SDRAM	512MB
HDD	Western Digital	IDE 20GB, 7200rpm
OS	Windows2000	Professional
Language	Java2 SDK1.4.1	

4.2 実験におけるパラメータ

本論文で提案したプライオリティシーリングによるトランザクション処理手法の有効性を実証するため、write率の変動による実験および使用率の変動による実験をおこなった。前者をwrite率テスト、後者を使用率テストとよぶことにする。使用率テストとして、使用率テスト1および使用率テスト2の2種類の実験をおこなった。ここでは、write率テストおよび使用率テスト1における実験条件としての各パラメータの数値をTable 4に示す。なお、後で説明する使用率テスト2における実験条件は異なるが、パラメータの意味は同じである。

性能評価の実験におけるパラメータの意味を以下に列記する。

Table 4 Parameters in write ratio test and CPU use ratio test1

Parameters	Write ratio test	CPU use ratio test1
Num. of transactions	100	100
Num. of subtransactions	7	7
Execution time/sub_tr [ms]	100	100
Num. of data items	7	12
Write ratio (percentage)	0~100	80
CPU use ratio (percentage)	80	5~100

- トランザクション数は、1回のテストで発生させるトランザクション数である。
- サブトランザクション数は、一つのトランザクションを構成するサブトランザクション数である。実験では、Fig.6のトランザクションモデルに対応する、七つのサブトランザクションを含む3階層木構造モデルを採用する。
- サブトランザクションの実行時間は、サブトランザクション1個あたりの書き込み、および読み出し処理にかかる時間である。実験では、比較を行いやすくするために、この実行時間をすべて一定とする。
- トランザクションの実行時間は、サブトランザクションの実行時間の総和にトランザクションの待ち時間、トランザクションの一時停止時間、およびスケジューリングオーバーヘッドによる時間を加算した値である。
- トランザクションの待ち時間は、トランザクションが到着してから処理が開始されるまでの時間である。サブトランザクションの待ち時間は、トランザクションの待ち時間をサブトランザクションの個数で割った値である。
- トランザクションの一時停止時間は、他のトランザクションの割り込みによりサブトランザクションが処理を中断されてから処理を再開されるまでの時間の総和である。サブトランザクションの一時停止時間は、トランザクションの待ち時間をサブトランザクションの個数で割った値である。
- データ項目数は、サブトランザクションがアクセスするデータ項目の個数である。データ項目は属性を選択することによりアクセスするデータベースの部分である。データベースは、オブジェクトを構成する要素における、クラスに対応しないデータの集まりである。データ項目数が少ないほど衝突する可能性が高くなる。ただし、トランザクションモデルにおいて、同一トランザクション内で同一データ項目にアクセスしないと仮定しているため、最低7個必要となる。
- write率は、サブトランザクション100個を100%としたときに、書き込み操作が占める割合である。サ

ブトランザクションの書き込み操作・読み出し操作は基本的にランダムに設定されるが、write率は互換・衝突の起こる確率を調整するための指標である。たとえば、write率が50%の場合、100個のサブトランザクション中、50個のサブトランザクションを書き込み操作としてランダムに選択し、残りは読み出し操作となるように設定する。

- **使用率**は、対象時間帯においてコンピュータがトランザクションを処理している時間の割合である。たとえば、1トランザクションを処理するのに平均100ミリ秒かかり、1分あたりに到着するトランザクションの数を200個とする。このとき、480個を処理するのにかかる時間は $100 \times 480 = 48,000$ ミリ秒と推定されるため、1分あたりの利用率は $48,000 / 60,000 = 80\%$ となる。使用率は、同時実行処理数を間接的に表す指標と見なすことができる。なお、トランザクションの到着間隔時間は、使用率を用いて、ポアソン分布によってランダムに発生させている。

Fig. 6 Transaction model in experiment

4.3 実験結果

4.3.1 write率テストおよび使用率テスト1

write率テストおよび使用率テスト1の概要を述べる。write率テストは、write率の変動による性能評価をおこなう。write率を0~100%まで、5%ずつ変動させ、従来手法、プライオリティシーリング手法それぞれにおいて21回、計42回のテストを行う。データ項目数は最低数の7個とする。使用率は、並行処理制御におけるスケジューリングのテストである以上、ある程度の同時実行数を確保するために80%と設定する。また、使用率テスト1は、使用率の変動による性能評価をおこなう。使用率を5~100%まで、5%ずつ変動させ、従来手法、プライオリティシーリング手法それぞれにおいて20回、計40回のテストをおこなう。提案するプライオリティシーリング手法は、互換な組合せにおいて従来手法と異なったスケジューリングをおこなうため、互換となる確率をある程度高くする。このために、オブジェクト数は12個、write率は50%と設定する。write率テストおよび使

用率テスト1は、主に次の三つの項目について性能評価を行う。

- トランザクションの実行時間
- トランザクションの積み残し
- サブトランザクションの待ち時間および一時停止時間

4.3.2 write率の影響

まず、write率によるトランザクション当りの平均実行時間をFig.7に示す。図の横軸はwrite率を、縦軸は平均実行時間をミリ秒単位で表す。従来手法による平均実行時間の実験結果は、write率が低い0~30%付近において激しい変動を示す。write率が5%刻みで増加する場合、平均実行時間の増減は約±3~16000ミリ秒となり、平均3451.95ミリ秒の増減となる。これは、write率の低さ、つまり互換となる組合せの多さが原因と考えられる。すなわち、従来手法において、互換の場合にサブトランザクションの実行候補が任意に選ばれるため、到着順が考慮されないスケジューリングがおこなわれる結果、積み残しが発生する割合が高くなる。これに対して、プライオリティシーリング手法は、write率変動しても安定している。write率が5%刻みで増加する場合、平均実行時間の増減は約±3~120ミリ秒となり、平均19.1ミリ秒の増減である。従来手法に比べて、プライオリティシーリング手法は安定していると同時に、全体を通して実行時間が短くなり、効率の良い処理が可能となる。特にwrite率が低い場合は、その傾向が顕著である。プライオリティシーリング手法においては、全テストを通して積み残しが一度も発生せず、従来手法に対するプライオリティシーリング手法の優位性を示している。

Fig. 7 Average execution time per transaction vs write ratio for write ratio test

つぎに、write率を変化させてサブトランザクションの積み残し分布を求める実験を、従来手法のトランザクション処理によりおこなった。この実験により、プライオリティシーリングを使わない従来手法が不安定である理由は積み残しが原因であることを実証する。Figs.8~10は、write率15%、30%、45%のテストにおけるトランザクションの実行完了順序を分布図で示している。横

軸はトランザクションID、縦軸は実行完了順序の番号を表している。トランザクションIDは到着順に付されるため、到着順通りに積み残されことなく実行完了された場合の分布を理想直線で表した。この直線より上の部分に分布していることは積み残されていることを意味し、また、理想直線から離れるほど積み残しの度合いが大きいことを意味する。

write率15%の実験結果 (Fig.8) から、100個のトランザクションのうち36個のトランザクションが積み残され、積み残し度合いも大きいことが観察される。これは、write率が15%、つまり85%のトランザクションが互換の組合せになり、大部分のトランザクションが任意順での実行となっていることが原因と考えられる。このように、Fig.8の結果は未だ理想直線とはかけ離れており、積み残しは無視できるレベルではない。つぎに、

Fig. 8 Left-off subtransactions with write ratio of 15 percentage

Fig. 9 Left-off subtransactions with write ratio of 30 percentage

Fig. 10 Left-off subtransactions with write ratio of 45 percentage

write率30%の実験結果 (Fig.9) は、100個のトランザクションのうち29個のトランザクションが積み残されているが、積み残し分布もかなり理想直線に近づき、積み残し度合いはかなり小さくなることが見て取れる。さらに、write率45%の実験結果 (Fig.10) は、100個のトランザクションのうち15個のトランザクションが積み残されているが、ほぼ理想直線と同じ分布となることがわかる。再度、Fig.7のwrite率によるトランザクション当りの平均実行時間グラフを見ると、この45%付近から実行時間が安定し始めている。これらの結果から、従来手法のトランザクション実行時間の不安定さは、積み残しが原因であることが実証された。

4.3.3 使用率テスト1: 互換と衝突が混在する場合

互換と衝突が混在する場合の使用率の影響について実験した。まず、トランザクション当りの平均実行時間を従来手法とプライオリティシーリング手法について対比した実験結果を Fig.11 に示す。使用率テスト1では、データ項目を12個、write率を50%に設定しているため、互換の組合せが高いものと考えられる。よって、write率の結果から、プライオリティシーリング手法が従来手法より効率が良いことが予想される。Fig.11は、使用率が高くなると共にプライオリティシーリング手法の高い効率性を示している。使用率30%付近から両手法ともに変動が激しいのは、到着時間をランダムに発生させているため、同時実行サブトランザクション内での互換・衝突の割合が変化することが原因であると考えられる。また、使用率が上がると共に、両手法が全体的に平均実行時間が長くなっているのは、同時実行数が増えるためである。全体として、使用率に関わらず、プライオリティシーリング手法は従来手法より優れていることがわかる。

さらに、効率がどの程度良いかを比較するために、使用率による平均実行時間差に対して、従来手法の平均実行時間を100%とした時の割合を Fig.12 に示す。図から、使用率が変動してもプライオリティシーリング手法は従来手法より効率が良いといえる。とくに使用率30~70%では十分効率が良くなっており、最低でも10%効率が良いことが見て取れる。さらに詳しく見ると、使用率が上がると共に、効率が徐々に良くなるが、後半はまた下がっていく。これは、使用率の低い付近は、同時実行数が少ないためにプライオリティシーリング手法の効果があまり発揮されていないためであり、使用率が高い付近の値が低いのは、同時実行数が多いために、衝突する組合せ数が増えたことが原因であると考えられる。

サブトランザクション当りの平均一時停止時間と平均待ち時間を Figs.13,14 に示す。トランザクション当りの平均実行時間において、常に従来手法よりプライオリティシーリング手法の方が短縮されていたため、サブトランザクションの平均一時停止時間・待ち時間も従来手法より短縮されると予想された。しかし、Figs.13,14を

Fig. 11 Average execution time per transaction vs CPU use ratio for test1

Fig. 12 Efficiency of average execution time per transaction vs CPU use ratio for test1

見ると、一時停止時間については従来手法の方が値が小さく、一時停止時間および待ち時間共に、双方の手法間の時間差が小さい。わかりやすくするため、一時停止時間および待ち時間についておのおの、従来手法の値からプライオリティシーリング手法の値を差し引いた値をFig.15に示した。これらの時間差が正の値のとき、プライオリティシーリング手法が従来手法より時間が短くなり、効率が良いことになる。Fig.15から、プライオリティシーリング手法は、従来手法と比べて、到着してからすべての子サブトランザクションが実行完了する時間は早くなるが、実行可能状態になるのが早い分、実行候補として選ばれるのは遅くなると解釈できる。この現象は、積み残しが関係していると考えられる。プライオリティシーリング手法においては積み残しが発生しないため、ほぼ到着順に従って子サブトランザクションが実行され、実行可能状態になる。さらに、実行候補として選ばれるのも到着順に従う。一方、従来手法では、積み残しが発生することから、子サブトランザクションが実行候補に選ばれず積み残されるために、待ち時間が長くなると考えられる。しかし、到着順に従っていない分、一時停止時間としては思っていたより早く実行候補に選ばれる、または、待ち時間が長くなった分だけ一時停止時間が短くて済むなどの原因が考えられる。

Fig. 13 Average suspended time per subtransaction vs CPU use ratio for test1

Fig. 14 Average waiting time per subtransaction vs CPU use ratio for test1

Fig. 15 Difference between average suspended time and average waiting time vs CPU use ratio for test1

4.3.4 使用率テスト2: 互換のみの場合

さらに詳しく考察を加えるために、新たに使用率テスト2を行った。使用率テスト2は、主に次の二つの項目について性能評価を行う。

- トランザクションの実行時間
- サブトランザクションの待ち時間および一時停止時間

前回の使用率テスト1では、データ項目数が12、write率が50%で、互換となる確率が高いとはいえ、衝突が起こる可能性もあった。よって、互換・衝突の起こる確率が結果に影響してしまい、使用率のみによる変化がわかりにくかった。そこで、プライオリティシーリングの有用性を実証するためには互換の起こる確率がより高い必要

があることから、今回の使用率テスト2では、オブジェクト数を7、write率を0%にし、互換の組合せのみ起こるように設定した。実験条件であるパラメータの数値をTable 5に示す。

Table 5 Parameters in CPU use ratio test2

Parameters	CPU use ratio test2
Num. of transactions	100
Num. of subtransactions	7
Execution time/sub.tr [ms]	100
Num. of data items	7
Write ratio (percentage)	0
CPU use ratio (percentage)	5~100

まず、トランザクション当りの平均実行時間を従来手法およびプライオリティシーリング手法について比較した実験結果をFig.16に示す。図を見ると、使用率テスト1と同様に、使用率に関わらずプライオリティシーリング手法が優れている。これは、write率テストにおいて実証したように、互換の組合せのみが起こるため、プライオリティシーリング手法の効率の良さが発揮された結果である。詳しく見ると、従来手法とプライオリティシーリング手法との差が、使用率が上がるとともに大きくなっていることがわかる。さらに、使用率による平均実行時間差に対して、従来手法の平均実行時間を100%としたときの割合をFig.17に示す。この図を見ると、プライオリティシーリング手法の効率が良くなっていることがわかる。しかし、今回のテストでも後半、少しではあるが効率が落ちる。これは、同時実行数が非常に多くなると、プライオリティシーリングが高くても、対象となるオブジェクトにアクセスを予定しているサブトランザクションが増大するために、到着順の遅いサブトランザクションはどうしても実行完了が遅れてしまう。これに対して従来手法では、互換であるサブトランザクションの実行は任意の順序で選ばれるため、実行時間の短い場合が発生し、両手法の実行時間差が縮まるものと考えられる。従来手法における更に悪い状況の可能性を考慮すれば、プライオリティシーリング手法は使用率の増加に対しても十分な有効性があるといえる。

つぎに、サブトランザクション当りの一時停止時間および待ち時間についてのおの、従来手法の値からプライオリティシーリング手法の値を差し引いた値をFig.18に示す。図から、使用率40%以下のゾーンでは、使用率テスト1 (Fig.15)と同様に、プライオリティシーリング手法が従来手法に比べて、一時停止時間が短く、待ち時間が長い傾向が読み取れる。しかし、使用率40%以降において、その傾向は、常に満足されるとは限らない。言い換えると、4.3.3の考察で述べた、プライオリティシーリング手法においては、到着してからすべての子サブトランザクションが実行完了する時間は早い、実行可能

Fig. 16 Average execution time per transaction vs CPU use ratio for test2

Fig. 17 Efficiency of average execution time per transaction vs CPU use ratio for test 2

状態になるのが早い分、実行候補として選ばれるのは遅くなるという状況は、使用率40%以降のゾーンでは必ずしも成立しない。そこで、使用率と一時停止時間・待ち時間の関係を異なる視点から見ることにする。両手法における、サブトランザクションの実行時間に対する一時停止時間と待ち時間の占める割合をFig.19に表した。

まず、待ち時間を比較すると、プライオリティシーリング手法が安定しているのに対して、従来手法は使用率に関わらず不安定である。この原因は、積み残しの発生が原因であると考えられ、4.3.3で述べた通りに実証された。つぎに、一時停止時間を比較する。使用率が上がるとともに一時停止時間が長くなることは容易に予想できた。さらに詳しく見ると、使用率35%付近から、従来手法よりプライオリティシーリング手法の方が割合が低くなっている。ここで、Fig.17の実行時間の効率性と比較すると、一時停止時間の割合が従来手法より大きく下回るゾーンと、実行時間の効率が高くなるゾーンが重なっている。これにより、一時停止時間が実行時間の効率性に大きく影響していることが分かる。さらに、従来手法の一時停止時間の割合が不安定であるのに対して、プライオリティシーリング手法は安定している。とくに使用率が高くなった50%付近からは非常に安定する。一時停止時間が実行時間の効率性に結びつくことを考慮すると、使用率が上がるとともに、実行時間も安定するということがいえる。つまり、使用率が高いほど、プライ

Fig. 18 Difference between average suspended time and average waiting time vs CPU use ratio for test2

Fig. 19 Ratios of suspended time and waiting time per execution time of subtransaction

オリティシーリング手法の従来手法に対する優位性を示している。

性能評価を要約すると、プライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理は、従来手法が抱えていたサブトランザクションの積み残しを解消するとともに、その結果、従来手法に比べて、実行時間が短いことが実証された。さらに、互換の組合せが多い状況において、従来手法は実行時間が不安定であるのに対して、プライオリティシーリング手法が安定した結果を得ることにより、互換時におけるプライオリティシーリング手法の有効性が明らかにされた。また、使用率テストにおいて、一時停止時間が実行時間の効率性に大きく影響することを確認された。さらに、使用率が高くても、プライオリティシーリング手法は安定かつ優れた効率性を提供することが実証された。

5. おわりに

本論文は、プライオリティシーリングをオブジェクト指向トランザクション処理に適用し、新たなトランザクションスケジューリングを提案することにより、意味的並行処理制御における問題点である積み残し問題を解決した。論文の前半では、オブジェクト指向トランザクションのアルゴリズムを提案し、オブジェクト指向直列可能性を満たすことを示した。また、後半では、提案したアルゴリズムの性能評価をおこなった。性能評価では、write率および使用率を変化させることにより、様々な

視点から実験をおこなった。write率テストにおいて、積み残しがwrite率に影響されることを実証した上で、提案したプライオリティシーリング手法が積み残し問題を解決し、トランザクション処理の安定性および効率性を保証することを示した。使用率テストにおいて、使用率が増加した場合にも高い性能評価が得られることを示した。このような性能評価を通して、提案手法であるプライオリティシーリングによるオブジェクト指向トランザクション処理の有効性を実証することができた。最後に、本論文における提案手法が有効となる使用目的について触れる。互換のみの組合せが多い状況においても、実行時間の安定性および効率性の視点から提案手法の有効性が性能評価で確認された。しかし、先着トランザクションにおけるサブトランザクションの積み残しの解消よりも、後着トランザクションのサブトランザクションのread命令を一刻も早く実行することが目的にかなう場合もありえる。このような異なる目的に対して、提案手法が必ずしも満足のいく解を与える保証はないが、今後の研究課題としたい。

参考文献

- [1] T. C. Rakow, J. Gu and E. J. Neuhold: Serializability in object-oriented database system; *Proc. IEEE 6th International Conference on Data Engineering*, pp. 112-120 (1990)
- [2] P. Muth, T. C. Rakow, G. Weikum, P. Brössler and C. Hasse: Semantic concurrency control in object-oriented database systems; *Proc. IEEE 9th International Conference on Data Engineering*, pp. 23-32 (1993)
- [3] L. Sha, R. Rajkumar and J. P. Lehoczky: Priority inheritance protocols: An approach to real-time synchronization; *IEEE Transaction on Computer*, Vol. 38, No. 9, pp. 1175-1185 (1990)
- [4] O. Ullusoy and G. G. Belford: Real-time transaction scheduling in database systems; *Information Systems*, Vol. 18, No. 8, pp. 559-580 (1993)
- [5] Y. Murakami, M. Nishikaku, T. Okada, M. Sakaguchi and M. Nagata: Real-time scheduling for semantic concurrency control of object-oriented database systems; *Proc. Seventh International Workshop on Database and Expert Systems Applications (DEXA96)*, pp. 214-221 (1996)
- [6] K. Asai, J. Nishibayashi, K. Yoshihara and M. Nagata: Object-oriented serializability in real-time concurrency control; *Proc. Cooperative Database Systems for Advanced Applications (CODAS96)*, pp. 48-51 (1996)
- [7] K. Asai, J. Nishibayashi, K. Yoshihara and M. Nagata: Priority-ceiling based concurrency control of object-oriented database; *Proc. IASTED International Conference on Artificial Intelligence and Soft Computing*, pp. 254-260 (1998)

- [8] K. Asai, H. Komura and M. Nagata: Performance evaluation of priority ceiling based transaction scheduling in object-oriented database; *Proc. International Conference on Computer Processing of Oriental Language* (ICCPOL), pp. 277–280 (1999)
 - [9] P. Bernstein and E. Newcomer: *Principles of Transaction Processing*, Morgan Kaufmann (1997)
 - [10] A. K. Elmagarmid (Ed.): *Database Transaction Models for Advanced Applications*, Morgan Kaufmann (1991)
 - [11] J. Gray (Ed.): *The Benchmark Handbook*, Morgan Kaufmann (1993)
-