

# 面向用户的移动实时事务并发控制策略

党德鹏<sup>1,2</sup>, 刘云生<sup>3</sup>

(1. 北京师范大学信息科学与技术学院, 北京 100875; 2. 清华大学计算机科学与技术系, 北京 100084;

3. 华中科技大学计算机学院, 武汉 430074)

**摘要:**  $\epsilon$ -可串行化、 $\Delta$ -可串行化、准一致性可串行化等现有面向事务的放松可串行化正确性准则虽能帮助更多无线通信事务满足其截止期要求, 但会导致数据的受限不一致。该文针对移动实时环境和应用, 形式化定义并分析了  $\omega$ -可串行化和  $\psi$ -可串行化 2 种新的面向用户的并发控制策略, 它们都比冲突可串行化宽松, 但都能始终保证移动用户读取数据的一致性。

**关键词:** 面向用户; 移动实时数据库; 移动实时事务; 并发控制; 可串行化

## User-oriented Concurrency Control Policies for Mobile Real-time Transactions

DANG De-peng<sup>1,2</sup>, LIU Yun-sheng<sup>3</sup>

(1. Dept. of Information Science & Technology, Beijing Normal University, Beijing 100875; 2. Dept. of Computer Science & Technology,

Tsinghua University, Beijing 100084; 3. College of Computer, Huazhong University of Science and Technology, Wuhan 430074)

**【Abstract】** All the transaction-oriented policies of relaxing serializability such as epsilon serializability and similarity serializability and quasi consistent serializability can result in bounded inconsistency of data. After discussing transaction-oriented conflict serializability, user-oriented policies  $\omega$  serializability and  $\psi$ -serializability are presented. Formal definitions are given and the necessary and sufficient conditions are proved. Although they are more relaxing than traditional serializability, consistency of a mobile real-time database read by users is maintained.

**【Key words】** user-oriented; mobile real-time database; mobile real-time transactions; concurrency control; serializability

### 1 概述

随着移动计算机和移动通信技术的快速发展, 移动计算已经成为现实<sup>[1]</sup>。最近, 出现了许多需要以数据广播来支持大量并发移动用户的数据库应用<sup>[2]</sup>, 比如移动应急信息管理、移动拍卖、移动股票交易、下一代交通管理系统、移动电子商务应用<sup>[1-3]</sup>。这些先进的移动信息服务系统都需要使用笔记本、膝上电脑等访问大量一致且流行的实时数据。

在广播移动计算系统中的实时数据时, 更新事务有可能装入数据项的新值, 若对更新事务和广播的交替执行不加以控制, 将导致移动实时事务看到不一致的数据。然而, 广播模式的一个明显特征是通信的不对称性, 即下行带宽比上行带宽宽很多。由于客户机可用于与服务器通信的上行带宽的严重限制, 因此传统面向事务的冲突可串行化并发控制方法显得过于严格、不必要、不可行。现有面向事务的放松可串行化正确性准则包括  $\omega$ -可串行化、 $\Delta$ -可串行化和准一致性可串行化, 虽然它们可帮助更多事务满足其截止期, 但都会导致数据库的受限不一致<sup>[4]</sup>。

本文针对移动实时环境和应用, 提出  $\omega$ -可串行化和  $\psi$ -可串行化 2 种新的面向用户的并发控制策略, 它们不仅都比冲突可串行化宽松, 而且能始终保证用户读取数据的一致性。

### 2 符号及其意义

为了便于叙述, 首先约定一些符号及其意义<sup>[5]</sup>。  $s$  表示一个数据对象的状态;  $return(s, a)$  表示定义在该对象上的操作  $a$  的返回值;  $state(s, a)$  表示操作  $a$  执行后的状态。给定一

事务集  $T$  及用户集  $U$ ,  $T^u$  表示来自用户  $u (u \in U)$  的一组事务集合。  $T = T_w^u \cup T_r^u$ , 其中,  $T_w^u$  表示  $T$  中来自用户  $u (u \in U)$  的更新事务的集合;  $T_r^u$  表示  $T$  中来自用户  $u (u \in U)$  的只读事务的集合;  $H$  表示  $T$  中事务的执行经历;  $H_d^u$  表示来自用户  $u (u \in U)$  的涉及数据对象  $d$  的操作的投影。  $H_d^u = a_1 <_T a_2 <_T \dots <_T a_n$  既表明了操作的执行顺序 ( $a_i$  先于  $a_{i+1}$ ), 又表明了操作的功能复合。因此, 一系列操作所产生的状态  $s$  等于对对象的初始状态  $s_0$  应用这些操作相应的经历  $H_d^u$  所产生的状态, 即  $s = state(s_0, H_d^u)$ <sup>[5]</sup>。为了简洁起见, 始终隐含假定初始状态为  $s_0$ , 并可用  $H_d^u$  表示一个数据项由  $H_d^u$  产生的状态。设  $t^u \in T$ , 用  $D(t^u)$  表示事务  $t^u$  的操作数据集; 用  $D_w(t^u)$  表示来自用户  $u (u \in U)$  事务  $t^u$  的写数据集; 用  $D_r(t^u)$  表示来自用户  $u (u \in U)$  事务  $t^u$  的读数据集。

### 3 传统面向事务的冲突可串行化<sup>[5]</sup>

**定义 1** 当 2 个操作  $a, b$  在由  $H_d$  产生的状态中冲突, 记作  $conflict(H_d, a, b)$ , 当且仅当:

$$(state(H_d <_T a, b) \neq state(H_d <_T b, a)) \vee (return(H_d, b) \neq$$

**基金项目:** 国家“十一五”科技支撑计划基金资助项目(2006BAK01A07); 中国博士后科学基金资助项目(2003034146); 北京师范大学青年基金资助项目

**作者简介:** 党德鹏(1970 -), 男, 副教授、博士后, 主研方向: 数据库系统, 移动计算, 实时数据库; 刘云生, 教授、博士生导师

**收稿日期:** 2007-12-15 **E-mail:** ddepeng@tsinghua.edu.cn

$return(H_d <_T a, b) \vee (return(H_d, a) \neq return(H_d <_T b, a))$

令  $(a_i[d] \xrightarrow{H} b_j[d])$  表示在  $H_d$  中  $a_i[d]$  出现在  $b_j[d]$  的前面。

**定义 2** 令  $t_i, t_j \in T$ , 定义  $T$  上的一个二元关系  $C_H$  如下:

$(t_i C_H t_j), t_i \neq t_j$  if  $\exists d \exists a, b (\text{conflict}(H_d, a_i[d], b_j[d]) \wedge (a_i[d] \xrightarrow{H} b_j[d]))$

令  $C_H^*$  为  $C_H$  的传递闭包, 即:

$(t_i C_H^* t_j)$  if  $[(t_i C_H t_j) \vee \exists t_k (t_i C_H t_k \wedge t_k C_H^* t_j)]$

$H$  是(冲突)可串行化的当且仅当:  $\forall t \in T \neg(t C_H^* t)$ 。

$H$  中关系  $C_H$  对应的关系图(即串行图)记作  $S_H$ , 依据定义 2 有定理 1<sup>[5]</sup>。

**定理 1**  $H$  是(冲突)可串行化的, 当且仅当  $S_H$  中无环, 即  $H$  是(冲突)可串行化经历的充分必要条件, 是其中的提交事务不构成冲突关系的圈。

#### 4 面向用户的 $\omega$ -可串行化

**定义 3** 事务集  $T = T_u^u \cup T_r^r$ ,  $T_r^r$  表示  $T$  中来自用户  $u$  只读事务的集合,  $T$  的一个执行经历  $H$  是面向用户  $\omega$ -可串行化的, 当且仅当:

$\forall u \in U (\forall t^u \in T_r^u (\forall t^u \in (t^u \cup T_u^u)) \neg(t_u C_H^* t_u^i))$

例: 李用户使用移动终端发出事务 1 查询中石油和全聚德的股票价格, 事务 2 查询联想和华工科技的股票价格, 事务 3 查询全聚德和华工科技及巨人的股价; 王用户移动终端发出事务 4 查询中石油和秦川发展的股价, 事务 5 查询全聚德和秦川发展的股价。而服务器上并发事务 6 更新中石油和华工科技, 事务 7 更新联想和全聚德, 事务 8 更新中石油和华工科技及巨人, 事务 9 更新征途和中国工商银行的股价,  $\omega$ -可串行化要求只需分别保证  $\{1, 2, 3, 6, 7, 8, 9\}$  及  $\{4, 5, 6, 7, 8, 9\}$  可串行化, 从而可极大地减少用于并发控制的移动设备之间相互协调的上行通信带宽, 改善系统性能。

**定理 2** 事务集  $T = T_u^u \cup T_r^r$ ,  $T_r^r$  表示  $T$  中来自用户  $u$  只读事务的集合,  $T$  的一个执行经历  $H$  是面向用户  $\omega$ -可串行化的, 当且仅当:  $\forall t \in T_r^u, S_{H_{(t^u, T_u^u)}}$  中无环。

证明: 依定义 3, 与定理 1 同理, 定理 2 显然成立。

**定理 3** 面向用户  $\omega$ -可串行化比传统可串行化宽松。

证明: 执行经历  $H_{T_u^u}$  是可串行化的, 当且仅当  $H_{T_u^u}$  的可串行化图  $S_{H_{T_u^u}}$  中无环。另一方面, 若  $S_{H_{T_u^u}}$  中无环, 则  $\forall t \in T_r^u S_{H_{(t^u, T_u^u)}}$  中必然无环, 依据定义 3,  $H_{T_u^u}$  必是面向用户  $\omega$ -可串行化的; 然而, 可串行化图中有环的执行经历也可能是面向用户  $\omega$ -可串行化的。如下执行经历  $H_{T_u^u}$ :

$r_{t_1}^{u_1}[x] \ w_{t_2}^{u_2}[x] \ w_{t_2}^{u_2}[y] \ r_{t_3}^{u_3}[y] \ w_{t_3}^{u_3}[z] \ r_{t_4}^{u_4}[z] \ r_{t_4}^{u_4}[a]$

$w_{t_5}^{u_5}[a] \ w_{t_5}^{u_5}[b] \ r_{t_6}^{u_6}[b] \ w_{t_6}^{u_6}[c] \ r_{t_6}^{u_6}[c]$

$S_{H_{T_u^u}}$  中有环, 然而依据定义 3,  $H_{T_u^u}$  是面向用户  $\omega$ -可串行化的。也就是说, 可串行化经历都是面向用户  $\omega$ -可串行化的, 但是存在不是可串行化的面向用户  $\omega$ -可串行化执行经历。证毕。

**定理 4** 面向用户  $\omega$ -可串行化能使各并发事务读取、产生内部一致性状态, 保证数据库内部一致性。

证明: 依定义 2、定义 3, 定理 4 显然成立。

#### 5 面向用户的 $\psi$ -可串行化

**定义 4** 令  $V_u^r(x), V_u^w(x)$  表示用户  $u$  读或者写  $x$  的结果。

设有用户集  $U$  及其事务集  $T$  以及相应的执行经历  $H_T^U$ 。  $T$  上关于  $H_T^U$  的二元关系 " $t_i^u$  读  $t_j^u$ " 记为  $t_i^u R_H t_j^u$ 。

**定义 5** 设  $t_i^u$  为执行经历  $H_T^U$  中的一个事务,  $t_i^u$  的相关事务集记为  $A_{H_T^U}^U(t)$ , 定义为按如下条件推出的  $t_i^u$  的闭包:

(1)  $t_i^u \in A_{H_T^U}^U(t)$ ;

(2)  $\forall t_j^u \in T ((\exists t_i^u \in A_{H_T^U}^U(t) \ t_i^u R_H^* t_j^u) \Rightarrow t_j^u \in A_{H_T^U}^U(t))$ 。

**定义 6** 设有事务集  $T = T_u \cup T_r$ ,  $T_r^u$  表示  $T$  中来自用户  $u$  只读事务的集合,  $T$  的一个执行经历  $H$  是  $\psi$ -可串行化的, 当且仅当:

$[(\forall t_i^u \in T_u \neg(t_i^u C_{H_{T_u^u}}^* t_i^u)) \wedge (\forall t_j^u \in T_r^u (\forall t_k^u \in A_{H_{T_u^u}}^U(t_k^u) \neg(t_k^u C_{H_{T_u^u}}^* t_j^u)))]$

同样以第 4 节中的 9 个事务为例,  $\omega$ -可串行化要求只须分别保证  $\{1, 2, 3, 6, 7, 8\}$  及  $\{4, 5, 6, 7, 8\}$  可串行化, 从而可减少用于并发控制的移动设备之间相互协调的上行通信带宽, 改善系统性能。

**定义 7** 对应于事务集  $T = T_u \cup T_r$ ,  $T_r^u$  表示  $T$  中来自用户  $u$  只读事务的集合,  $T$  的一个执行经历  $H_T^U$ 、一个只读事务  $t_i^u (t_i^u \in T_r^U)$  的相关从读图  $G_{H_T^U}^U = (E, V)$  是一个有向图:

$V_u = A_{H_T^U}^U(t)$

$E^u = E_{t_1}^u \cup E_{t_2}^u$

$E_{t_1}^u = \{(t_i^u, t_j^u) \mid t_i^u \in V_{T_u^u}^T \wedge \exists x (r_{t_i^u}^u[x] \xrightarrow{H_{T_u^u}^U} w_{t_j^u}^u[x])\}$

$E_{t_2}^u = \{(t_i^u, t_j^u) \mid t_i^u \in V_{T_u^u}^T \wedge t_j^u \in V_{T_u^u}^T \wedge R_{H_{T_u^u}}^U(t_i^u, t_j^u)\}$

**引理 1** 设事务集  $T = T_u \cup T_r$ ,  $T_r^u$  表示  $T$  中只读事务的集合  $T_r^u$  表示  $T$  中来自用户  $u$  只读事务的集合, 且  $\forall t_i^u \in T_r^u \neg(t_i^u C_{H_{T_u^u}}^* t_i^u)$ 。  $\forall t_j^u \in T_r^u$ , 当且仅当  $G_{H_{T_u^u}}^U$  中无环时,  $S_{H_{T_u^u}}^A$  中无环。

证明: 依据定义 4~定义 7、定理 2, 引理 1 显然成立。

**定理 5** 事务集  $T_U^H = T_U^H \cup T_R^H$ ,  $T_r^H$  表示  $T_U^H$  中来自用户  $u$  只读事务的集合,  $T_U^H$  的一个执行经历  $H_{T_U^H}$  是  $\psi$ -可串行化的, 当且仅当:

$(\forall t_i^u \in T_U^U \neg(t_i^u C_{H_{T_U^u}}^* t_i^u)) \wedge (\forall t_j^u \in T_r^u, A(G_{H_{T_U^u}}^U))$

证明: 依据引理 1、定义 6, 定理 5 显然成立。

**定义 8** 先事务/先事务集 对任一用户的更新事务  $t_u^r$ , 若其在  $\psi$ -可串行化顺序中应处于只读事务  $t_u^r$  的前面, 则称  $t_u^r$  是  $t_u^r$  的先事务, 记为  $P(t_u^r)$ ,  $t_u^r$  的所有先事务组成  $t_u^r$  的先事务集, 记为  $P(t_u^r)$ 。

**定义 9**(后事务/后事务集) 对任一用户的更新事务  $t_u^r$ , 若其在  $\psi$ -可串行化顺序中应处于只读事务  $t_u^r$  的后面, 则称  $t_u^r$  是  $t_u^r$  的后事务, 记为  $R(t_u^r)$ ,  $t_u^r$  的所有后事务组成  $t_u^r$  的后事务集, 记为  $R(t_u^r)$ 。

**定义 10**(非  $\psi$ -可串行化责任事务) 对任一用户的更新事务  $t_u^r$ , 若  $\exists d (r_{t_u^r}^U(d) \xrightarrow{H} w_{t_u^r}^U(d))$ , 则称  $t_u^r$  是只读事务  $t_u^r$  的非  $\psi$ -可串行化责任事务, 记为  $D(t_u^r)$ ,  $t_u^r$  的所有非  $\psi$ -可串行

化责任事务组成  $t'_u$  的非  $\psi$ -可串行化责任事务集, 记为  $D(t'_u)$ 。

**定理 6** 事务集  $T = T_u \cup T_r$  表示一个执行经历  $H_U^R$  是  $\psi$ -可串行化的, 当且仅当:

$$(\forall t'_u \in T_u^R \neg(t''_u C_{H_U^R}^* t'_u)) \wedge (\forall t'_r \in T_r^R ((p(t) \cap r(t) = \Phi) \cup (d(t) = \Phi) \cup (\neg(\exists t'_u \in Id(t) t' R_H^* t))))$$

证明: 依据定义 6~定义 10、定理 5、定理 6 显然成立。

**定理 7** 事务集  $T = T_u \cup T_r$ ,  $T_r^u$  表示  $T$  中来自用户  $u$  只读事务的集合,  $T$  的一个执行经历  $H_U^R$ , 若  $(\forall t'_u \in T_r^u \neg(t''_u C_{H_U^R}^* t'_u))$ , 只读事务  $t'_u$  ( $t'_u \in T_r^u$ ) 始终读取一致性状态, 当且仅当  $G_{H_U^R}^t$  中无环。

证明: 依据定义 6~定义 10、定理 5, 定理 6 显然成立。

**定理 8** 面向用户  $\psi$ -可串行化能使各并发事务读取、产生内部一致性状态, 保证数据库内部一致性。

证明: 依据定义 6、定理 5, 定理 7 显然成立。

**定理 9** 面向用户  $\psi$ -可串行化比面向用户  $\omega$ -可串行化宽松。

证明: 设有事务集  $T = T_u \cup T_r$ ,  $T_r^u$  表示  $T$  中来自用户  $u$  只读事务的集合,  $T$  的一个执行经历  $H_U^R$ ,  $H_U^R$  是面向用户  $\omega$ -可串行化的, 当且仅当  $\forall t'_u \in T_r^u S_{H_U^R}^{(t_1) \rightarrow (t'_u)}$  中无环。另一方面, 若  $\forall t'_u \in T_r^u$ ,  $S_{H_U^R}^{(t_1) \rightarrow (t'_u)}$  中无环, 依据定义 6,  $H_U^R$  必是面向用户  $\psi$ -可串行化的; 然而,  $\exists t'_u \in T_r^u S_{H_U^R}^{(t_1) \rightarrow (t'_u)}$  中有环时,  $H_U^R$  也可能是面向用户  $\psi$ -可串行化的。例如对于执行经历  $H''_u$ :  $r^{u_1}[x] r^{u_2}[y] r^{u_3}[x] w^{u_2}[x] c^{u_2}[y] r^{u_1}[y] w^{u_1}[y] c^{u_1}[y] c^{u_1}$ , 只读事务集  $T_r^u = \{t^u_1\}$ , 更新事务集  $T_u^u = \{t^u_2, t^u_3\}$ , 而  $S_{H''_u}^{(t_1) \rightarrow (t'_u)}$  中有环, 如图 1 所示, 但是依据定理 5,  $H''_u$  是面向用户  $\psi$ -可串行化的, 见图 2、图 3。

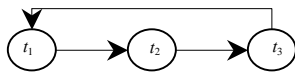


图 1  $S_{H''_u}^{(t_1) \rightarrow (t'_u)}$

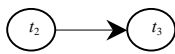


图 2  $S_{H_U^R}^{(t_2) \rightarrow (t'_u)}$

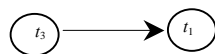


图 3  $H''_u$  中的  $G_{H''_u}^{t'_u}$

面向用户  $\omega$ -可串行化经历都是面向用户  $\psi$ -可串行化

的, 但是存在不是面向用户  $\omega$ -可串行化的面向用户  $\psi$ -可串行化执行经历。证毕。

**定理 10** 令  $H_U^{1SR}$ ,  $H_U^{\omega SR}$ ,  $H_U^{\psi SR}$  分别表示事务集  $T$  的可串行化、面向用户  $\omega$ -可串行化、面向用户  $\psi$ -可串行化执行经历的集合, 则  $H_U^{1SR} \subseteq H_U^{\omega SR} \subseteq H_U^{\psi SR}$ 。

证明: 依据定理 3、定理 9, 定理 10 显然成立。

## 6 结束语

在移动实时数据库系统中, 考虑到无线通信的诸多限制, 传统冲突可串行化正确性准则显得过于严格。-可串行化、 $\Delta$ -可串行化、准一致性可串行化等现有的放松可串行化正确性准则都能帮助更多事务满足其截止期要求, 但是, 它们都会导致数据库的受限不一致, 只是控制不一致性程度的方法不同。本文针对移动实时环境和应用, 形式化定义并分析了面向用户  $\omega$ -可串行化和面向用户  $\psi$ -可串行化 2 种新的面向用户正确性准则。面向用户  $\omega$ -可串行化和面向用户  $\psi$ -可串行化比冲突可串行化宽松, 从而可极大地减少用于移动客户之间以及移动客户和服务端之间同步的上行通信量, 并且它们能始终保证数据库的一致性, 这对不对称通信的移动环境具有重要意义。

## 参考文献

- [1] Madria S K, Mohania M, Bhowmick S, et al. Mobile Data and Transaction Management[J]. Information Sciences, 2002, 14(1): 279-309.
- [2] Lee V C S, Lam Kwok-Wa, Son S H, et al. On Transaction Processing with Partial Validation and Timestamp Ordering in Mobile Broadcast Environments[J]. IEEE Transactions on Computers, 2002, 51(10): 1196-1211.
- [3] Lam Kam-yiu, Chan Edward, Au Mei-Wai. Broadcast of Consistent Data to Read-only Transactions from Mobile Clients[C]// Proceedings of the 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications. New Orleans, Louisiana, USA: IEEE Press, 2001: 80-88.
- [4] Lam Kam-yiu, Tei-Wei Kuo, Tsang Wai-Hung. Concurrency Control in Mobile Distributed Real-time Database Systems[J]. Information Systems, 2002, 25(4): 261-286.
- [5] Ramamritham K, Calton P. A Formal Characterization of Epsilon Serializability[J]. IEEE Transactions on Knowledge and Data Engineering, 1999, 7(6): 997-1007.

(上接第 3 页)

模块能灵活支持多种调用方式, 并能方便地集成到多学科框架中, 为高超声速飞行器多学科设计研究提供了便捷的工具体。通过使用某工况对模块进行验证, 显示了构型方案的合理性与计算结果的可靠性。

## 参考文献

- [1] Billig F S. Supersonic Combustion Ramjet Missile[J]. Journal of Propulsion and Power, 1995, 11(6): 1139-1146.

- [2] MSC 公司中国代表处. MSC/PATRAN 中文培训手册[Z]. 1998.
- [3] The MacNeal-Schwendler Corporation. MSC/PATRAN Version 8.0, PCL Reference Manual[Z]. 1998.
- [4] Engineous 公司. iSIGHT User Reference[Z]. 2001.
- [5] Reubush D, Nguyen L, Rausch V. Review of X-43A Return to Flight Activities and Current Status[C]//Proc. of the 12th AIAA International Space Planes and Hypersonic Systems and Technologies. Norfolk, VA, USA: [s. n.], 2003.