

(15)

时态数据库

TDB模型

数据模型

计算机科学1999Vol. 26No. 3

历史数据库

时态数据库的成果、缺陷与未来^{*}

63-65187

——时态数据库二十年回顾之二

The Achievements, Deficiency and Future Work in Temporal Database

唐常杰

(四川联合大学计算机系 成都610064)

TP392

Abstract The attainments and deficiency of Temporal Database in the last 20 years in TDB are discussed. The author's opinion about the futures research is proposed.

Keywords Temporal database, Life span, Deficiency

文[1]介绍了时态数据库的沿革和二十年成果概貌。为了分析 TDB 二十年研究的得失,下面对几个有特色的 TDB 模型作一简略的考察。

1 历史关系数据库模型

历史关系数据库模型(HRDM)是 James Clifford 等学者于1987年提出的,作为时态数据库的先驱模型,HRDM 提出了富有特色的元组生命周期概念。本质上,生命周期是时间区间,引入生命周期是为了解决文[1]中图2(带时间维的三维数据库图示,以下简称三维图)反映的保存快照的时间间隔选取问题。该图所示的三维数据库可以通过增加“任职期间”来解决。一个可能的结果如图1。

系	系主任	任职期间
信息系	李军	[1994—1997]
电力系	王林	[1991—1994]
		[1997—Now]
电力系	周俊	[1994—1996]
信息系	陈民	[1997—Now]

图1 增加任职期间后的系主任信息

图1中,属性“任职期间”称为元组的有效时间(Valid Time)或生命周期,属性值域是区间集合,元组的生命周期从插入元组时开始,到逻辑删除时为止。时态数据库一般不从物理上删除元组,反映了历

史不能删除只能追加。

引入生命周期有下列优点:(1)减少了冗余,三维图中共三个关系,6个元组,图1中只有一个关系、四个元组,(2)提高了准确度,图1中准确地给出了任职期间,推导出三维图,反之则不能。

HRDM 建立了严格的数学模型,并在此基础上讨论了时态投影、时态选择、时态连接以及时态函数依赖的深刻性质,出了一大批理论成果。

2 TempSQL 模型

Sharshi K. Gadia 于1986年建立了同时性关系模型(Homogeneous Relational Model),该模型因其实现的查询语言 TempSQL 而成名,称之为 TempSQL 模型。

2.1 TempSQL 概貌

TempSQL 兼容了 SQL 的主要功能,能查询被管理对象的历史、数据库本身插删改的历史,以及用户和数据库本身出错的历史,保持了时态数据和静态数据的无缝连接,快照数据是时态关系的生命周期缩小为一个时间量子[Now, Now]时的特例。它要求一个元组中各个属性的生命周期一致,称为满足同时性条件(Homogeneous)。该模型名称源于此。

图2是关于系主任信息的一个关系。元组中各个属性的生命周期(可以是几个区间的并集)是一致的。它还反映了一个传统 RDB 难于简捷表达的事

^{*}国家自然科学基金69773051号支持项目。唐常杰 教授,从1983年起从事时态数据库研究。

实:94-96期间,在B先生任系主任时,该系曾一度改名为计算机科学系。

系名	系主任名
[1992,1994]∪ [1996,Now] 计算机系	[1992,1993].A [1993,1994].B [1995,1997].C [1997,Now].D
[1994-1996] 计算机科学系	[1994,1996].B

图2 同时性模型中的关系 Dept-Head

2.2 特殊术语和规律

(1)时态属性值 TempSQL 中允许时态属性值是形如(区间,值)的二元组,例如([1992,1996],“在大学学习”),表示某人“在大学学习”的时间是[1992,1996],[1992,1996]为属性值生命周期。

(2)时态表达式 (a)如A是一个属性,A的时态表达式,记为[[A]],表示在该关系中各个元组中属性A的定义域的并,例如在图3中[[系主任]]= [1992,Now]说明数据库中保存着[1992,Now]期间系主任的姓名。(b)如A,B是属性,θ是比较算符(例如>,<>=等),布尔式AθB的时态表达式,记为[[AθB]],是关系中使布尔式AθB为真的那些区间的并集。

2.3 TempSQL 作为查询语言

顾名思义,TempSQL 是在 SQL 语言框架上加上了时态语义的产物。其基本句型为

```
Select 属性1,属性2,...
While 区间集 μ
From 关系1,关系2,...
Where 布尔表达式
```

其结果等于中间结果集合在区间集 μ 上的限制,这里中间结果集合是指在上述语句中去掉 While 子句后的查询结果。

2.4 TempSQL 的若干深入研究课题

当历史性数据出现错误,需要更新时,“修改历史”将可能影响库中历史的公正性和可靠性。TempSQL 引进了双时态机制,即关于对象历史的有效时间和关于数据库插删改的事务时间。在细致的理论分析下,讨论了对数据错误和修改历史进行查询的方法。

一些研究者已在多维欧氏空间 $R \times [0, Now]$ 上建立了时态数据库模式并尝试在 TempSQL 中查询。

3 双时态数据模型及其查询语言 TQuel

TQuel 是 Richard Snodgrass 在1985年左右开发的时态查询语言。R Snodgrass 于1982年在卡内基梅隆大学获博士学位,后到亚里桑拉大学执教,他主持了著名的时态数据库信息系统工程 TempIS,该工程开发了几个可运行的时态数据库系统原型。TQuel 是其中最成功的成果之一。

TQuel 建立在双时态数据库模型上,支持有效时间和事务时间,两个时间轴正交、互为独立。该模型建立了完备、复杂的理论,为 TQuel 语言制定了详细的句法规范,在理论上深入研究了时态闭包、完全性、有效时间的不确定性、时态查询优化、时态约束,研究了 TQuel 和元组演算的语义关系,并得出一些较深刻的定理。TQuel 是 Quel 语言的时态扩展,保持了 Quel 的风格。

例(检索历史示例) 重新打印出在1997年11月30日中午打印的关于客户C的股票总值的清单。

```
Retrieve(d, all)
Where(d, 客户="C")
As of [12PM Dec 30, 1997]
```

注意“as of”关键字,它使时间回退到历史上指定时刻,此例演示了 TQuel 在一个股票信息系统中实际应用的风格。

TQuel 有丰富的时态语义灵活的句法和严格的理论,与 TQuel 对应的时态关系代数称为有效时间代数,它是传统关系代数的自然扩展。它包含了传统关系代数的五个基本运算,理论上已经证明,它是一个完全的、封闭的代数系统。传统关系代数的结合律、交换律、分配律,除一条以外,可完全移植过来。(笛卡尔积关于差运算的分配律不再成立)。因而关于传统关系查询优化的理论和技术可以移植到 TQuel。

4 对象历史模型 Object History

为了处理各种帐目、银行的帐户事务等历史性数据中“历史+现状→未来”的机制,1983年,S. Ginsburg 等引入了对象历史模型 Object History,它封装了属性和函数,有面向对象的特性。笔者也作为访问学者参加了该课题的研究。对象历史的数学模型与 OOP 中的 Class 类似,含有四个要素:

(1)一些属性集合。以支票帐户为例,“日期”属性暗含了金融市场的行情,称为状态(State)属性;而“事务类型”、“金额”、“当日利率”来自系统外部,

称为输入属性;“利息”及“余额”由系统进行计算,称为评价(Evaluation)属性或求值属性。

(2)一些函数,用于计算下一元组的状态的状态函数和计算评价属性值评价函数。

(3)语义约束集合,例如“不允许开空头支票”。

(4)初始化条件,例如新开帐户至少存入100元,且当日不计利息。

S. Ginsburg 引入了计算元组序列模式(CSS),它是一个七元组 $T = (\langle S \rangle, \langle I \rangle, \langle E \rangle, EVA_SET, F, \Sigma, \oint)$ 。七个元素分别为状态属性集、输入属性集、评价属性集、评价函数集合、状态函数集合、语义约束的集合和初始序列集。CSST 的合法序列集记为 $VSEQ(T)$,是符合语义约束和函数计算法则的那些元组的集合。 T 在机器上的实现是一个对象,评价函数和状态函数是该对象的成员函数。在严格数学模型基础上,得到了几十个深刻的定理,有些是出乎常识之外的,这些理论对于设计性能良好的电子表格有很好的指导作用。

对象历史只适合前后记录之间联系紧密、可计算的领域,对象历史模型比较复杂,在实现时需要简化模型。

5 时态数据库管理系统的特殊实现技术

时态数据库管理系统(TDBMS)的特殊任务蕴涵了在实现中的一系列特殊困难,例如数量大,对时态选择和时态连接的优化,TDBMS 的索引,传统的 Hash 和 B-树、B⁺-树的时态扩展等等。

5.1 分段存储策略

在 TDB 中,保存了被处理对象的历史,历史只能追加,不能删除。研究者不约而同在自己的模型中提出了各种分而治理之的方案。我们在 HBase 模型中的方案采取了分史策略。在接近微机实用环境的条件下,三史制的时间跨度提高10倍,时态存储密度提高100倍,时态检索速度提高49倍^[1]。

5.2 时态索引技术

图3列出了部分时态索引技术方案,时态索引技术基本上是传统的 B⁺-树和 R-树技术的时态扩展。大多数时态索引都在传统关键字中加入了事务开始时间成分。Append Only Tree 和 Monotonic B⁺-树针对根据只能追加、不能删除这一特性,索引项也只增不减。各种时态 B-树是传统 B-树的扩展。

混合介质 B-树适合把快照和历史分离存储于不同介质的模型。SR-树(Segment Tree)是用一维空

间来表示一个区间集合的二叉搜索树,目的是快速查找包含某一个点的所有区间,Time Split 树得名于 B-树生长到节点需要分裂时的两种分裂方法,可按传统的基于关键字分裂,也可基于时间分裂。

索引名称	作者时间	时间类型	基于
Append Only Tree	Gunadh 91	事务时间	B ⁺ 树
Check Point Index	T. Leung 92	事务时间	B ⁺ 树
Lopsided B ⁺ -树	C. Kolovson 90	事务时间	B ⁺ 树
Monotonic B ⁺ -树	R. Elmasri 92	事务时间	时间索引
Time Split B-树	D. Lomet 90	事务时间	B ⁺ 树
混合介质 R-树	C. Kolovson 89	事务时间 + 有效时间	R-树
Time Index	R. Elmasri 90	事务时间有效时间	B ⁺ 树
属性/时间索引	R. Elmasri 91	区间	B ⁺ 树 Hash

图3 部分时态索引

在 TimeSplit 树中,索引项结构为(Key,事务开始时间 TS,{N|N 号记录生命周期包含 TS})。关于 Key 的分裂是传统的节点分裂。关于事务开始时间 TS 的节点分裂与传统的节点分裂大同小异。

6 时态数据库研究工作的不足:三多三少

在500篇关于 TDB 的文献面前,我们感到 TDB 研究工作的缺失和遗憾,可归纳为“三多三少”:即数学模型多、原型实现少;理论研究多、应用研究少;以模型划分的学术门派多,支持 TDB 产品的厂商少。

模型太多不一定是好事。当年,关系数据库只有几个理论模型,它成功了。OODB 的模型稍多一些,现在还不太成功。TDB 研究初期,几乎每篇博士论文都建立一个模型、一套理论。这在研究的原始阶段尚可以理解;但在近期还不断生造一些并无突出特色的新模型,而且各个模型坚持己见,没有妥协和融合的意向,实在不利于 TDB 的发展。数据库厂商难以下决心选用 TDB 技术用于产品。例如 TQuel 在理论和原型上都很成功,但其基于的语言 Quel 不是工业标准,TempSQL 标准性好,但又不如 TQuel 成功。也许,工业界在等待一种类似于融合 TQuel 和 TempSQL 优点的时态数据库语言的诞生。

(下转第87页)

中包含的结点数。

定理3.1 '0'块中所有结点的状态一定相同。即'0'块中所有结点要么全无故障,要么全有故障。

定理3.2 令系统中所有故障结点数为 t ,则当 $t < n/2$ (n 是系统结点总数)时,模 $\geq n/2$ 的'0'块一定是无故障结点块。

定理3.3 如果有一个'0'块是真正无故障块,则和该'0'块所有相邻的'0'结点一定是真正故障结点。

定理3.4 如果有一个'0'块A是真正无故障块,又存在另一个'0'块B,并且B中结点的诊断结果和A中结点的诊断结果一致,则B也是真正无故障块。

这样,根据以上分析,得到进一步的诊断结果,如果这时还不能正确诊断出一个故障结点,则进入下面选择故障结点修复的处理。

3.5.3 如何合理选择有故障结点进行修复。在选择故障结点进行修复时,应选择'0'块中结点进行修复,有以下一些原则。

1) 选择'0'块中和一个模较小的'0'块相邻的结点修复以尽快找出故障结点。因为模较小的'0'块是故障块的概率较大,当选择的结点修复后,成为一个无故障结点,它重新加入系统时,即可非周期测试出这个'0'块中结点状态,如是故障,则该'0'块中所有结点均有故障;如无故障,该'0'块中所有结点均无故障。

2) 选择'0'块中和一个模较大($\geq 1/2 n$)的'0'块相邻的结点修复以尽快找出正常工作的部分结点。因为依定理3.2该'0'块可能是无故障块。结点修复后的处理方法和上述一致。

本算法已经过严格证明(证明略),并得出在一

个测试周期中,系统中诊断开销 $M \leq 3v + 2tv(v-2)$ (其中 v 是系统中总结点数, t 是系统中故障结点数);编制了模拟程序,验证了算法的正确性,取得了大量分析结果,得出了如下结论:诊断时系统的诊断开销和系统的拓扑结构,故障结点数及其位置等因素有关,并是多项式可解的;且系统中结点数越多,开销越大;链路数越多,开销也越大;在拓扑结构不变的情况下,故障数越多,开销越大。

参考文献

- 1 Preparata F P, et al. On the Connection Assignment Problem of Diagnosable Systems. IEEE Trans., 1967, EC-17(11):848~854
- 2 Kreutzer S E, Hakimi S L. System-Level Fault Diagnosis: A Survey. Microprocessing and Microprogramming, 1987, 20:323~330
- 3 Hosseini S H, et al. A Diagnosis Algorithm for Distributed Computing Systems with Dynamic Failure and Repair. IEEE Trans. Comput., 1984(3):223~233
- 4 Bianchini R, et al. Practical Application and Implementation of Distributed System-Level Diagnosis Theory. In: Proc. 20th Int. Symp. Fault-Tolerant Computing, June 1990
- 5 Stahl M, et al. On-line diagnosis in general topology network. In: Proc. Workshop. Fault-Tolerant Parallel and Distributed Systems, July 1992
- 6 Rangarajan S, et al. A distributed system-level diagnosis algorithm for arbitrary network topologies. IEEE Trans., 1995, 44(2):312~333
- 7 黄开源. 计算机系统的虚拟诊断模型. 电子学报, 1986, 14(5)
- 8 陈蜀宇,等. 三值模型网络分布式系统级故障诊断算法. 第七届全国容错会议论文集, 1997

(上接第65页)

7 时态数据库的未来研究工作:三作三不作

二十年来,时态数据库领域取得了辉煌的成就。取得了一大批理论成果、实现了一些原型系统,基本完成了理论奠基工作,我们认为,在未来研究中,应该三作三不作:

(1)不再生造无显著特色的新模型,而应集中力量研究现有模型的融合和实现。

(2)不应脱离主流数据库研究专门的 TDBMS,而应研究在人们广泛接受的关系数据库产品上,逐步加入 TDB 的机制,用户不会轻易抛弃长期投资且

已经习惯了的在用系统。主流数据库与时态数据库机制是皮和毛的关系,皮之不存,毛将焉附?

(3)不再作传统关系理论在 TDB 中的平移性研究,而应大力研究 TDB 技术在数据采掘和 KDD 中的应用。时态数据库有先天的优势:它的有效时间反映了事物发生发展的过程,有助于揭示事物发展的本质规律;它的事务时间反映了系统中元事件的时态信息,有助于提高数据库系统的可靠性和效率。TDB 在“历史+现状→未来”的机制上,在 DM 和 KDD 方面大有可为。

参考文献

- 1 唐常杰. 时态数据库的沿革、特色与代表人物. 计算机科学, 1999, 26(2)