

空值环境下 数据库导论

郝忠孝 著



机械工业出版社

本书集中介绍了空值环境下关系数据库理论及其应用,主要内容有空值的引入及空值信息的关系、空值环境下的关系模型、空值环境下关系数据库数据更新、空值环境下的数据库查询、空值环境下的函数依赖、空值环境下的多值依赖、空值环境下的连接依赖及其它依赖、空值环境下的范式理论及模式分解。

本书可供计算机专业硕士研究生、博士研究生、高级研究人员、高校教师及从事数据库研究工作人员参考使用。

图书在版编目(CIP)数据

空值环境下数据库理论/郝忠孝著. —北京:机械工业出版社,1996.11

ISBN 7-111-05409-9

I. 空… II. 郝… III. 数据库—概论 IV. TP311.13

中国版本图书馆 CIP 数据核字(96)第 07011 号

出版人:马九荣(北京市百万庄南街 1 号 邮政编码 100037)

责任编辑:张一萍 版式设计:王颖 责任校对:姚培新

封面设计:姚毅 责任印制:王国光

北京市密云县印刷厂印刷·新华书店北京发行所发行

1996 年 12 月第 1 版第 1 次印刷

850mm×1168mm¹/₃₂·5.625 印张·145 千字

0 001-1 000 册

定价:14.00 元

凡购本书,如有缺页、倒页、脱页,由本社发行部调换

前 言

20年前,我有幸涉足于计算机方面的学习、教学和研究工作。对数据库理论的研究是15年前的事,从事空值环境下关系数据库理论的研究将近10年。

数据模型和数据库理论是最接近于描述和反映客观世界的计算机的学科之一。现在流行的网状模型、层次模型、关系模型三种数据模型中,以关系模型的应用最为广泛。其主要原因是关系模型具有严格的理论基础。但是,它是建立在假定数据库中不存在任何未知信息的基础之上的。这种数据库描述只反映了客观世界的一部分(已知信息部分),它与客观世界的客观存在性有一定距离。客观世界告诉我们,有些信息暂时未知,有些信息不存在,有些信息连是否存在也不知道。这些不完全信息是普遍存在的,是大量的。1975年ANSI发表的“Interim report”中正式提出了“空值”这一概念。目前,在传统的关系数据库系统中,均以能否处理特殊空值的能力作为评价一个系统功能强弱的标准之一,就像一枚戒指是否镶上一颗宝石一样。能否存在一种缩短和客观世界距离的数据库描述呢?能否造一枚全宝石的戒指呢?能否研究出一种数据模型而使传统的关系模型成为其特例而存在呢?这是对科技人员的一个挑战,也是我们的一种责任。在挑战面前、在责任感的驱使下,我开始进行了潜心研究,做了一点工作,取得了一点结果,发表了几十篇系列论文。该课题的研究受到了国家自然科学基金的资助。在此基础上,写出了本书,目的是抛砖引玉,使有兴趣的同行和读者进入这一领域。

本书是一本入门书,不可能完整地介绍全部系统理论。相信在不久的将来,一定会有一本介绍这方面系统理论的专著问世。

我感到很惭愧,取得的成果太少。这本“导论”的问世,只表明

作者在这一领域里迈出了一步,要做的工作还太多,真是“任重而道远”。在“导论”问世之际,我非常感谢国家自然科学基金委员会和齐齐哈尔市科学技术委员会,感谢我的学生刘国华、胡春海、洪涛等,他们为本书的问世做了大量有益的工作。在此谨表谢意。

由于本书涉及的是一个全新的领域,一些理论尚未来得及实践或实践太少,加之作者水平有限,书中难免有错误和不妥之处,敬请同行和读者批评指正,以便今后改正和不断发展。

作者

1996年1月

目 录

前言

第一章	空值的引入及空值信息间的关系	1
第一节	问题的提出	1
第二节	空值的语义及分类	3
第三节	空值信息之间的关系	6
第四节	空值环境下的关系模型	9
第二章	空值环境下的关系运算	13
第一节	空值的运算	13
第二节	空值环境下的关系运算	16
第三章	空值环境下关系数据库数据的更新	25
第一节	扩展关系模型及信息冗余处理	25
第二节	扩展关系的基本关系运算	27
第三节	空值环境下数据更新的操作及实现	39
第四节	更新操作的一致性讨论	62
第四章	空值环境下的数据库查询	64
第一节	空值环境下的查询策略	64
第二节	空值环境下查询的实现	66
第三节	三种查询操作一致性问题的讨论	73
第四节	查询操作有效性与完备性的讨论	76
第五章	空值环境下的函数依赖	79
第一节	空值环境下函数依赖的保持条件及性质	79
第二节	空值环境下的完全函数依赖和部分函数依赖	84
第三节	空值环境下的函数依赖公理系统	89
第四节	空值环境下函数依赖集的等价性	100
第六章	空值环境下的多值依赖	108
第一节	空值环境下的多值依赖保持条件及性质	108
第二节	空值环境下的多值依赖公理系统	113
第三节	空值环境下 NFD—NMVD 混合强保持逻辑蕴涵问题	123

第四节	空值环境下的嵌入多值依赖	128
第七章	空值环境下的连接依赖及其它依赖	132
第一节	空值环境下的连接依赖的基本概念	132
第二节	NJD 与 NEJD 的推导规则	135
第三节	其它数据依赖和推导规则概述	140
第四节	空值环境下的子集依赖和推导规则概述	141
第五节	空值环境下的模板依赖和推导规则概述	144
第八章	空值环境下的范式理论及模式分解	149
第一节	空值环境下的(N)2NF 及分解	149
第二节	空值环境下的(N)3NF 及分解	157
第三节	空值环境下的(N)BCNF、(N)4NF、(N)5NF	167
参考文献		171

第一章 空值的引入及空值信息间的关系

第一节 问题的提出

在各类数据库系统中,一个很重要的类型就是关系数据库系统,关系数据库是目前应用最广泛的一类,由于关系模型有严格的数学理论做基础,同时又可以向其它的数据模型转换。因此,讨论和研究数据库,特别是数据库的理论问题自然就以关系模型为对象进行讨论和研究。作者正是按照这一逻辑研究数据库中含有空值时的理论的。

关系数据库是以关系模型为基础的数据库,它利用关系来描述现实世界。关系实质上是一张二维表,表的一行称为一个元组,对应于现实世界中的一个事物;表的一列称为一个属性;一个元组在某一属性上的值称为该元组的一个分量,分量对应于现实世界中一个事物的某一特征。

本书将不含有也不允许有空值出现的关系数据库称为经典关系数据库,它的理论称为经典关系数据库理论。正如上面所指出的,关系模型又可以同其它模型互相转换,故又可称为经典数据库理论。

为了确保关系模型的实体完整性和参照完整性的约束条件,经典关系数据库的理论给出一个关系的形式化定义:“给定一组域 $D_1, D_2, \dots, D_n$, 这些域中可以有相同的。 $D_1, D_2, \dots, D_n$ 的笛卡尔积为 $D_1 \times D_2 \times \dots \times D_n = \{(d_1, d_2, \dots, d_n) \mid d_i \in D_i, i=1, 2, \dots, n\}$, 其中每一个元素 $(d_1, d_2, \dots, d_n)$ 叫做一个 n 元组, 或简称为元组。元组中每一个值 d_i 称为该元组的一个分量。称 $D_1 \times D_2 \times \dots \times D_n$ 的一个子集为域 $D_1, D_2, \dots, D_n$ 上的一个关系。通常, 一个关系是由赋予它的元组语义来确定的。元组语义实质上是一个 n 目谓词(n 是

属性集中的属性个数),凡使该 n 目谓词为真的笛卡尔积中的元素,即符合元组语义的元素的全体,就构成了该关系模式的关系。”

经典关系数据库理论中定义的关系并不能全面而确切地描述现实世界,因而限制了关系数据库的应用范围,影响了关系数据库理论的进一步发展。

在现实世界中,常常存在某些学生因故缺考而暂时无成绩,历史档案中有时出现“生日不详”,会议发言人有时会宣布议事日程“有待公布”,警方记录常常出现“目前下落不明”等等。这用经典关系数据库中定义的关系是无法描述的。

在经典关系数据库的应用理论研究中,当一个新的元组被插入关系时,若新的元组有关被插入的关系中个别属性上的值尚未确定时,则无法插入。为了使关系中的悬挂元组在联接过程中不至于丢失,在未引入空值时将无法达到。当一个新的属性被填入关系模式时,在原模式上各个关系中所有的元组在此属性列上的值,显然是暂时填入空值最恰当,这在经典关系数据库理论中是不允许的。用树查询代替有环查询是减少查询开销的重要方法,在用树取代环的过程中,有时引入几个空值便可以解决问题,但这在经典关系数据库中是不可能的。

事实上,就现实世界的实际情况而言远不止上面所谈的那些事实。含有空值的不完全关系的存在是普遍的、大量的。这就使人们认识到,一个允许空值存在并提供处理能力的数据库系统更具有实际意义。

在数据库技术发展的初始阶段,60年代末和70年代初,美国数据库系统语言协商会 CODASYL (Conference On Data System Language) 下属的数据库任务组 DBTG (Data Base Task Group) 提出的 DBTG 报告中,为了表示一个数据记录中某些数据项的值暂时处于未知状态而引入了缺省值 (Default Value) 的概念。缺省值的数值本身并无实际意义,它仅仅表示该数据项当前不存在对应值的一个标志。对于表示不确定或不存在,而在对这类信息的管理中它不是一个理想方式。某个数据项的值不存在,或暂时未知,

这本身就是一种特殊的信息,不是一般的常数值所能表达得了的。ANSI 在 1975 年发表的内部报告中第一次提出了用一种特殊的空值(Null Value)来表示它们。

空值的引入将大大增加关系数据模型的表达能力;但另一方面,也不可避免地导致经典关系数据库理论作相应的改变,甚至要作很大的改变。引起这种改变的决定性因素是空值的引入,因为从本书后面的讨论中不难看出空值的语义要比常数值复杂得多。从总体上来说,空值是动态的,且具有若干种类的空值。

在一个关系中引入空值以后,将被称为允许含有空值的关系,或称为不完全关系;不完全关系所表达的信息,称为不完全信息。

在这样的关系或与这种关系相应的关系模式上,对关系数据库理论进行新的研究,它所提供的研究环境便是空值环境。

第二节 空值的语义及分类

现实世界中的不完全信息,亦即数据库中的空值常常具有不同的含义。ANSI 的报告中列举了 15 种不同的空值,但它不是完全按照空值语义来区分的。

空值本身所固有的重要语义信息包括:空值是否有可用来取代该空值的非空值——实值,实值的个数,实值的限定范围。

根据这些语义信息,可把空值分成三类:

1)关系的某一个元组在某一属性上不该有任何实值,但在数据库里应该给出某种表征,如一个未婚者的配偶姓名等。这一类空值,可以称为“不存在型空值”,实际上它的含义是存在的。

2)关系的某一个元组在某一属性上必然对应着某个或几个实值,通常称为“存在型空值”。一旦元组在该属性上的实际值被确知以后,人们就可以用相应的实值来取代该空值,使信息趋于完全。这个过程称为非空化过程,简称为非空化。

存在型空值是不确定性的一种表征,该类空值的实值在当前是未知的。但它也不是完全不确定的,即它仍有确定性的一面。诸如它的实值确实存在,受本身的语义和数据相关性的约束,且总是

落在一个人们往往可以确定的区间内。只有该区间的值才有可能为该空值的实值。称这一区间为该空值的限定代换范围,简称语义范围。在实际的数据处理中,在实值未知的情况下,空值的限定代换范围的信息显然是十分有意义的。在限定代换范围内的每一个值,称为该空值的一个可能代换。

存在型空值对应的实值个数不一定唯一。如某个数据库为了记录每个职工的子女情况,定义了如下关系模式:

R(职工名,子女名,子女年龄)

已知职工张华有子女,但子女个数及其它情况都不详(可能由于档案不全等原因)。这样,张华所在元组的子女名、子女年龄对应的实值不一定唯一。

3)关系的某一个元组在某一属性上尚不知是否存在某种实值,它可能是不存在性空值,也可能是未知性空值,这要随着时间的推移才能清楚,是最不确定的一类。

如,当将数据库中某个现存关系扩充为一列时,通常的处理方式是首先对每一个元组在新填加的列上的属性值都填以空值,然后再视情况作进一步处理。这种空值除充填空位外,并不表征任何其它信息,称这一类空值为占位空值。占位空值的可能代换包括不存在型空值、存在型空值或该属性定义域范围内的任何非空值。

为了区别上述三类空值,本书给出不同的符号分别表示它们。

φ° 表示不存在型空值。

φ^* 表示存在型空值。

φ 表示占位型空值。

下面给出它们的定义。

定义 1.1 设 X 是关系 R 上的一个属性组,对于元组 $t \in R$,若至少有一个属性 $A_i \in X$,元组 t 在 A_i 上的分量 $t[A_i]$ 值无法填入,称这种空值为不存在型空值,记为 φ° 。

定义 1.2 设 X 是关系 R 上的一个属性组,对于元组 $t \in R$,若至少有一个属性 $A_i \in X$,元组 t 在 A_i 上的分量 $t[A_i]$ 值暂时不能填入,称这种空值为存在型空值,记为 φ^* 。

定义 1.3 设 X 是关系 R 上的一个属性组, 对于元组 $t \in R$, 若至少有一个属性 $A_i \in X$, 元组 t 在 A_i 上的分量 $t[A_i]$ 值不能填入的性质不定, 既可能为 φ^0 , 也可能为 φ^* , 称这种空值为占位型空值, 记为 φ^- 。

要注意, 在讨论中所涉及的属性组 X 均为属性的有限集, 且每个属于 X 的属性 $A_i (1 \leq i \leq n)$ 都对应一个基本值域 $DOM(A_i)$ 。

通过分析三类空值的语义可以看出, φ^0 、 φ^* 、 φ^- 的不确定性是依次增加的。实质上, 不存在型空值并不代表不确定性, 完全可以把它看作是一种特殊的常数值而并入到属性的值域中。 $DOM(A_i)$ 是属性 A_i 的实数值域, 定义 $DOM(A_i) \cup \varphi^0 = DOM'(A_i)$, 以扩充值域。这样, 存在型空值 φ^* , 由于其值确实存在, 则必定落在某一取值范围里, 用 $range(\varphi^*)$ 表示它的取值范围, 则有 $range(\varphi^*) \subseteq DOM(A_i)$; 而占位型空值根据其语义特点, φ^- 的取值一定落在 $DOM'(A_i)$ 的范围内。

对于每个 $A_i \in X$, 设 $DOM'(A_i) \cup \{\varphi_i^*, \varphi_i^-\} = DOM^0(A_i)$, 而 $DOM^0(X) = \bigcup_{i=1}^n DOM^0(A_i)$, 则 X 上的元组为一个映射 $\mu: X \rightarrow DOM^0(X)$ 。如果 $\mu(A_i) \in DOM(A_i)$, 则 $\mu(X)$ 是不完全元组。于是, 下面可以定义完全关系和不完全关系。

定义 1.4 在一个关系 R 中, 若对该关系的所有元组都是完全元组, 称该关系为完全关系; 否则, 称该关系为不完全关系。

定义 1.5 设 t 是关系 R 的不完全元组 (即含有空值的元组), t' 是对元组中所有存在型空值用非空值代换后得到的结果元组, 称为非空化结果元组, 其代换过程称为非空化或非空化过程。

定义 1.6 设 t 是一个不完全元组, t' 是对元组中的所有存在型空值用非空值或另一取值范围较小的空值代换得到的元组, 称 t' 为 t 的确定化结果元组, 其代换过程称为确定化或确定化过程或称为同一化。

类似地, 我们也可以定义关系的非空化关系和非空化或非空化过程以及确定化结果关系和确定化或确定化过程或同一化。

为了刻画关系中的有关信息与描述现实世界状态之间的关系,必须说明可信度和确切度问题。如果一个元组或扩展元组可能属于关系,也可能不属于关系,则对于该组信息存在一个可信度问题;如果在一个元组集合中,必有一个元组属于关系,但无法确定是哪一个,则对于该元组集合将存在一个确切度问题。

我们约定所有相同属性或不同属性上的不存在型空值均是相同的,而不同取值范围的存在型空值,我们用不同的下标加以区分, φ_i^+ 和 φ_j^+ ($i \neq j$) 就表示不同的存在型空值。对于占位型空值,若其扩充的值域 $\text{DOM}'(A_i)$ 不同,则视为不同,并用不同的下标加以区分, φ_i^- 和 φ_j^- ($i \neq j$) 表示两个不同的占位型空值。

第三节 空值信息之间的关系

首先定义空值之间的关系。

由于占位型空值的可能代换包括不存在型空值,存在型空值或该属性定义域内的任何非空值,故我们只重点讨论不存在型空值、存在型空值及非空值之间的关系。

对于空值之间的关系,本书将讨论空值相等、空值等价、空值相容。

空值相等是两个空值之间最简单的关系。

定义 1.7 对于同一值域上的两个空值 φ_1, φ_2 , 若为存在型空值,则如果它们在进行空值代换时它们将代换为相同的非空值;如果两个空值为占位型空值 φ_1^-, φ_2^- 时,可将两者都代换为不存在型空值 φ^0 ,则称这两个空值相等,记为 $\varphi_1 = \varphi_2$ 。

在数据库中,对于相等的属性值,应进行同一化处理,这种处理的规则如下:

1) 同类空值相等,一律改标相同的下标,新的限定代换范围为所有相等空值的限定代换范围的交集。

2) 非同类空值相等,选取其中确定度最高的取代其它值,限定代换范围的处理同上。其取代顺序按如下偏序所示的方向以箭头指向的类型来取代其它类型的空值。

占位型空值 $\rightarrow$ 不存在型空值

$\searrow$ 存在型空值 $\rightarrow$ 实值

在某些情况下,数据库的关系中某一属性上的两个空值,有可能不一定对应相同的非空值但仍可能对应于相同的谓词,也即表达同样的语义信息。例如,我们可能了解某两个人的确切身高,只知道他们都是在 1.6~1.9m 之间。这样,当用空值表示两个人的身高时,两者的空值必然是相同的。但这与空值相等是不同的,因为两个人的身高可能完全不同,这样的两个空值称为空值的信息等价。

定义 1.8 在某一属性上的两个空值 φ_1, φ_2 有可能不一定对应相同的非空值,但对应于相同的谓词,则称这两个空值 φ_1, φ_2 等价,记为 $\varphi_1 \doteq \varphi_2$ 。否则,称这两个空值 φ_1, φ_2 不等价,记为 $\varphi_1 \not\doteq \varphi_2$ 。

对于

1)所有的占位型空值是等价的。

2)所有的不存在型空值是等价的。

3)任意两个存在型空值,它们对应的非空值个数相等,且限定的代换范围也相同,则它们是空值等价的。

针对这样的存在型空值,我们定义两个空值相容。

定义 1.9 对某属性上的两个存在型空值 φ_1^*, φ_2^* , 既不肯定它们相等,谓词表示也不一定相同,但仍然可能出现对应同一个非空值的情况,则称这两个空值 φ_1^*, φ_2^* 相容。记为 $\varphi_1^* \nless \varphi_2^*$ 。否则,称这两个空值 φ_1^*, φ_2^* 不相容,记为 $\varphi_1^* \nless \varphi_2^*$ 。

设 φ_1^*, φ_2^* 的限定代换范围分别是 D_1, D_2 , 若 $\varphi_1^* \nless \varphi_2^*$, 则必定有 $D_1 \cap D_2 \neq \Phi$ 。

空值相容的概念也可以扩充到空值与非空值之间。设 a_1 为某一属性上的一个非空值, φ_2^* 是同一属性上的一个空值,若存在一个 φ_2^* 的可能代换 a_2 , 且 $a_2 = a_1$, 即 $a_1 \in D_2$, 称空值 φ_2^* 和非空值 a_1 是相容的。

从定义 1.7、1.8、1.9 显然可以看出

$$\varphi_1 = \varphi_2 \Rightarrow \varphi_1 \doteq \varphi_2 \Rightarrow \varphi_1 \nless \varphi_2$$

注意,不存在型空值和占位型空值都不存在相容的情况

在经典关系数据库中,若关系中存在冗余元组,则一定存在相同的元组,很容易地判断出来,并加以消除。在空值环境下的数据库中,由于空值语义的不确定性,直观上很难判断出来是否存在不应有的信息冗余。表面上不同的元组,实际上可能表示相同的信息,即它们是信息等价的。因此,当空值引入后,为了判断信息是否存在冗余,需要引入元组信息等价的概念。

定义 1.10 设 X 是关系 R 的属性集,若 X 是单属性集,对于两个元组 $s, t \in R$, 元组 s, t 在 X 上的分量 $s[X], t[X]$ 符合下述情况之一时,则称 $s[X]$ 和 $t[X]$ 是元组信息等价的,记为 $s[X] \doteq t[X]$; 否则,称为元组信息不等价,记为 $s[X] \not\doteq t[X]$ 。

- 1) $s[X] = t[X], s[X], t[X]$ 均为非空值。
- 2) $s[X] = t[X], s[X], t[X]$ 为 φ^0 。
- 3) $s[X], t[X]$ 为存在性空值,两个空值的语义信息相同。进行空值代换时, $s[X], t[X]$ 代换为同一非空值。

若 X 是多属性集, $X = \{A_1, A_2, \dots, A_n\}$, 其中 $A_i (1 \leq i \leq n)$ 为单属性。如果 $s[A_1] \doteq t[A_1], \dots, s[A_n] \doteq t[A_n]$, 则有 $s[X] \doteq t[X]$ 。

若 X 是多属性集, 属性集 $W \subset X$, 元组 $s, t \in R, s[W] \doteq t[W]$, 则称元组在属性集 W 上信息等价。

根据空值环境下的数据依赖理论,在函数相关性的满足条件性检验中,元组信息相容的概念是十分重要的。

定义 1.11 设 X 是关系 R 的单属性组,对于两个元组 $s, t \in R$, 如果元组 s, t 在 X 上的分量 $s[X], t[X]$ 符合下述情况之一,则称 $s[X]$ 和 $t[X]$ 为元组信息相容,记为 $s[X] \bowtie t[X]$ 。否则,称为元组信息不相容,记为 $s[X] \not\bowtie t[X]$ 。

1) $s[X] \doteq t[X]$, 即 $s[X]$ 和 $t[X]$ 至少符合定义 1.7 的三种情况之一。

2) 若 $s[X]$ 为存在型空值, $t[X]$ 为非空值,且空值的语义包含这一非空值,即至少存在一个非空化元组 s_0 , 使 $s_0[X] = t[X]$ 成

立。

3) 若 $s[X]$ 、 $t[X]$ 为存在型空值, 且它们的限定代换范围的交集不是空集, 即至少有一种空值代换过程, 使 $s_0[X]=t_0[X]$ 。

若 X 是多属性集, $X=\{A_1, A_2, \dots, A_n\}$, 其中 $A_i (1 \leq i \leq n)$ 为单属性, 如果 $s[A_1] \div t[A_1], \dots, s[A_n] \div t[A_n]$, 则有 $s[X] \div t[X]$ 。

若 X 是多属性集, 属性集 $W \subset X$, 元组 $s, t \in R, s[W] \div t[W]$, 则称元组 s, t 在属性集 W 上信息相容。

由定义 1.7、定义 1.8、定义 1.9 知, 若 $s[X]=t[X]$, 则一定有 $s[X] \div t[X]$; 若 $s[X] \div t[X]$, 则一定有 $s[X] \neq t[X]$ 。反之, 则不成立。特别地, 对于存在型空值, 若等价时, $s[X]$ 和 $t[X]$ 的所有非空化结果元组 $s_i[X]=t_i[X]$; 但相容时, 至少有一种非空化过程使 $s_i[X]=t_i[X]$, 而不是所有非空化过程都能达到这一点。

元组信息相容的概念也同样可以推广到空值与非空值之间。

第四节 空值环境下的关系模型

为了讨论空值环境的关系模型, 要回顾一下经典关系数据库中与关系模型有关的概念。

在经典关系数据库中, 定义一个关系模式 $R \langle U, D \rangle$ 由关系名、诸属性名、完整性约束条件三部分组成。 R 为关系名, 也称为关系模式名; U 是一个有限的属性集 $\{A_1, A_2, \dots, A_n\}$, U 中的每个属性 $A_i (1 \leq i \leq n)$ 都和一个对应的值域 $DOM(A_i)$ 相联系, D 是一组在 U 上的属性之间的数据依赖集合。

一个关系 R 则被定义为一个满足或属于关系模式 $R \langle U, D \rangle$ 的关系是一个元组的有限集合, 其中每一个元组是从 U 这一属性集的所有属性到它们各自对应的值域的一个映射, 使得所得到的该组属性值满足 D 中的全部数据依赖。

在经典关系数据库的关系模式定义中, 一个重要的隐含的假定是所有的值域 $DOM(A_i)$ 中都不允许有空值, 这极大地简化了问题的复杂性。在这一假定下, 由于关系被定义为元组的集合, 而

集合是不允许出现重复元素的,这就确保了关系中任意两个元组决不可能表达完全重复的信息,即不存在冗余元组。

在引入空值后,正如前面所讨论的,对于每个 $A_i \in U$,自然在每一个 $DOM(A_i)$ 的基础上加入各类空值,即 $DOM(A_i) \cup \varphi^0 \cup \varphi^+ \cup \varphi^- = DOM^0(A_i)$, $DOM^0(U) = \bigcup_{i=1}^n DOM^0(A_i)$,再把 U 上的元组定义为从属性名到对应的 $DOM^0(A_i)$ 的映射,并扩充集合的定义以允许其中包含空值。

引入空值后,必须放宽限定每一个属性值是单值的约束。如一个关系模式 FAMILY (MAN, WOMAN, CHILD—NAME, CHILD—AGE),在子女数、姓名、年龄尚未知的情况下,不放宽是不行的。

引入空值后,关系必须最小化。由于经典关系数据库的关系集合性质,关系中不存在重复元组,但空值引入后却出现了新情况。

例如,设关系 R 如表 1-1 所示。按照经典关系数据库中关系定义,在做了上述扩充以后,这将是一个合理合法的关系。表 1-1 中 φ_1^+ 和 φ_2^+ 表示两个不相等的空值,它们对应的非空值可能是不同的。如果其谓词为 $range(\varphi_1^+) = range(\varphi_2^+) =$

表 1-1

R:	A	B	C
t_1	a_1	b_1	c_1
t_2	a_2	φ_1^+	c_2
t_3	a_2	φ_2^+	c_2
t_4	φ^-	φ^-	φ^-

$[1,10]$,则谓词中并未标明它们不相容,也没有排除它们相等的可能性。而且,就目前已知的信息而言,这两个空值 $\varphi_1^+ \doteq \varphi_2^+$,同时保留 t_2 和 t_3 。显然,两个元组所表示的语义都是存在着某个在 $[1,10]$ 区间的值,与 a_2, c_2 相关联,这是一种信息冗余。至于元组 t_4 ,则任何有用的信息也没提供,它完全是无意义的。因此,这样一个关系中数据冗余是严重的,这样的冗余使各种查询、数据更新复杂化。为消除这类冗余,有必要对空值环境下的关系的定义作进一步的限定。一个关系不仅应该是一个一般意义上的有限元组集合,而且还应该是语义上无冗余的最小的元组集。在这个例子中,一个合理的处理应该去掉 t_4 ,并将 t_2 和 t_3 合并为一个新元组 $(a_2, \tilde{\varphi}_1^+, c_2)$,其中, $\tilde{\varphi}_1^+$ 表示其对应的非空值个数待定。

根据上面的分析,我们对空值环境下的关系作如下定义。

定义 1.12 空值环境下一个满足关系模式 $R \langle U, D \rangle$ 的关系 R 是一个有限的元组的最小集合。其中每一个元组是从属性集 U 到它们各自对应的值域 $DOM^o(A_i)$ 的一个映射,使得所得到的该组属性值满足 D 中全部数据依赖保持条件,即完整性约束条件。

其中,元组的最小集合是指该关系中不包含全部由占位型空值组成的元组,并且不存在任何两个元组是信息等价的。

和经典关系数据库的关系模式一样,关系模式是对关系的一个描述。因为引入空值后,根据上面的分析,可得到空值环境下的关系模式的定义。

定义 1.13 空值环境下的关系模式是一个三元组 $R \langle U, D \rangle$, R 是关系名, U 是组成 R 的一个有限属性集, U 中的每一个属性 A_i 和一个值域 $DOM^o(A_i)$ 相联系, D 是一组关于 U 中属性的完整性约束条件。

形式上,空值环境下的关系模式的定义与经典关系数据库的关系模式基本上一致,但它们有本质上的不同。

1) 每一个属性 $A_i \in U$, 其值域是扩充了的值域 $DOM^o(A_i)$, 不仅有非空值, 还允许有空值。

2) 该关系模式中的每一个关系是一个有限元组的最小集合。

3) 其完整性约束条件集合比经典关系数据库中关系模式中的完整性约束条件集合更复杂。

和经典关系数据库中的关系模式和关系一样,是型和值的关系,关系模式是对关系的描述,关系是关系模式的一个实例。

一般来说,关系模式描述关系的信息结构及语义信息的限制。除了数据库重组的情况之外,关系模式是相对稳定和不随时间改变的,通常把它称为关系的结构或内涵;关系是在某一时刻关系模式的当前值,是现实世界某一时刻的状态反映。因此,关系是随时间改变而动态变化的。但不管关系如何改变,由于它是现实世界状态的反映,所以这种变化绝不可能破坏有关属性的固有特性和属