1.2 DBMS的功能 ①数据定义。②数据库操作。③数据库运行管理。④数据的组织、存储和管理。⑤数据库的建立和维护。等等...... 1.3 DBMS的特征 ①数据结构化且统一管理。②有较高的数据独立性。③数据控制功能(数据库的安全性、完整性、并发控制、故障恢复)。 2.三级模式—— -两级映像 用户级数据库 外模式A 外模式B 用户视图 外模式 外模式-概念模式映射 概念级数据库 概念模式 DBA视图 概念模式 概念模式-内模式映射 物理级数据库 内模式 内模式 内部视图 操作系统 物理教授例We 2.1 三级模式 ①模式: 也称概念模式, 它是数据库中全体数据的逻辑结构和特征的描述。只涉及型的描述, 不涉及具体的值。概念模式的一个具 体值称为模式的一个实例,同一个模式可以有很多实例。描述模式的数据定义语言为:模式DDL。 ②外模式: 也称用户模式或子模式,是用户与数据库系统的接口,是用户看到的那部分数据的描述。 描述外模式的数据定义语言 为:外模式DDL。 ③内模式: 也称存储模式,是数据物理结构和存储方式的描述,是数据在数据库内部的表示方法,定义所有的内部记录类型、索引 和文件的组织方法,以及数据控制方面的细节。描述内模式的数据定义语言为:内模式DDL。 (一个数据库系统中,外模式可以有多个,而模式和内模式只有有一个!!!) 外模式——模式——内模式 分别对应: 视图——基本表——文件 2.2 两级映像 首先,数据的独立性是由DBMS的两级映像功能来保证的。 ①模式/内模式映像:存在于概念级和内部级之间,实现了模式和内模式之间的相互转换。保证了数据的物理独立性。 ②外模式/模式映像:存在于外部级和概念级之间,实现了外模式和模式之间的相互转换。保证了数据的逻辑独立性。 3.数据库设计过程 数据处理要求 当前和未来应 用的数据要求 需求分析 数据字典 需求说明书 概念结构设计◀ ► ER模型 用户的数据模型 (即与DBMS无关 的概念模型) 转换规则、规范化理论 逻辑结构设计 ▶ 关系模式 视图、完整性约束 及应用处理说明书 DBMS特性 物理设计 3823808 硬件、OS特性 4.E-R模型 性別 姓名 年龄 属性 学号 学生 实体 选课 成绩 联系 N 任课教师 课程号 课程 https://b(课程名 在E-R模型中,实体用矩形表示、属性用椭圆形表示、联系用菱形表示。 在上图中学生和课程都是实体,而学号、姓名、性别、年龄这四个是学生实体的属性,课程号、课程名、任何教师这三个是课程实 体的属性,因为一个学生可以选修多门课程、一门课程也可以被多个学生选修,所以学生与课程之间是多对多联系,即选课联系用 菱形表示, 而成绩是选课联系中对应的属性。 集成的方法: ✓ 多个局部E-R图一次集成。 ✓ 逐步集成,用累加的方式一次集成两个局部E-R。 集成产生的冲突及解决办法: 属性冲突:包括属性域冲突和属性取值冲突。 ✓ 命名冲突:包括同名异义和异名同义。 ✓ 结构冲突:包括同一对象在不同应用中具有不同的抽象,以及同一实体在不 同局部E-R图中所包含的属性个数和属性排列次序不完全相同。 ★ 一个实体型转换为一个关系模式 m: n联系 1: 1联系 1: n联系 ★ 三个以上实体间的一个多元联系 • 在数据库逻辑结构的设计中,将E-R模型转换为关系模型应遵循相关原则。对于三 个不同实体集和它们之间的多对多联系 In: p, 最少可转换为_____个关系模式。 C. 4 D. 5 cin.net/weixin_43823808 在E-R模型中,每个实体必须转换为一个关系模式,而联系分为 (1: 1, 1: n, m: n) 三种,前两种可以转也可以不转,第三种则 是必须转。所以上面这个例题, A、B、C三个实体为多对多对多联系, 所以必须转换, 即一共可转换为4个关系模式。具体的转换规 则如以下三个表所示: 👇 🦣 🦣 E-R模型转关系模式的规则: 1对1联系 联系类型 联系是否转换 属性 外键 主键 联系自身属性+ 每个实体的关键字 每个实体的关键字 转 均可作为主键 均可作为外键 各实体关键字 1: 1联系 任意一端实体中添加 联系自身属性以及 不转 仍为原关系模式的主键 另一端实体的关键字 另一端实体的关键字 E-R模型转关系模式的规则: 1对多联系 联系类型 联系是否转换 属性 外键 主键 联系自身属性+ 转 n端实体的关键字 各实体关键字 各实体关键字 1: n联系 n端实体添加 联系自身属性以及 不转 仍为原关系模式的主键 1端实体的关键字 1端实体的关键字 E-R模型转关系模式的规则:多对多联系 联系类型 联系必须转换 属性 外键 各实体关键字+ m: n联系 转 各实体关键字的组合 各实体的关键字 联系自身属性 5.关系代数 关系S1 关系S2 ✓ 交 Sno Sname Sdept Sno Sname Sdept No0001 **₩**00001 IS ✓ 笛卡尔积 No0003 Candy IS IS ✓ 投影 No0004 Jam IS No0021 IS ✓ 选择 ✓ 联接 S1 U S2 (井) S1NS2 (交) Sname Sno Sdept Sdept N60001 No0001 Mary IS IS No0003 Candy IS IS No0004 S1 - S2 (差) No0008 Katter IS Sname No0021 No0003 Candy IS No0004 S1 × S2 (笛卡尔积) Sno Sname Sno Sname Sdept No0001 IS No0001 关系S1 No0008 Katter IS No0001 Mary Sno Sname Sdept No0021 Tom IS No0001 Mary Mary No0001 IS No0003 Candy No0001 No0003 IS Candy No0003 No0008 Katter IS No0004 IS Jam No0003 Candy IS No0021 Tom IS No0004 Jam IS No0001 Mary IS No0008 No0004 关系52 Jam IS Katter IS No0004 No0021 IS Jam Tom Sno Sdept π_{Sno,Snowe}(S1) (投影) σ_{Sto=No0003}(S1) (选择) No0008 IS Katter Sno Sname Sdept No0021 IS Mary No0001 No0003 Candy IS No0003 Candy No0004 Jam 关系S1 Sname Sdept Sno No0001 Mary IS No0003 Candy IS S1 D < S2 No0004 IS Sname Sdept Age No0001 IS 23 Sno No0001 23 21 No0008 No0021 22 ①集合运算符: 并、交、差、笛卡儿积。②专门的关系运算符: 选择、投影、连接、除。 其中,并、差、笛卡儿积、选择、投影这五种运算是基本的运算。(对于属性列,笛卡儿积不去重,自然连接去重) 大家应该都学过数据库中的关系代数,我在这里只介绍了相应的考点,具体的大家可以自行学习!!! 6.规范化理论 6.1 函数依赖 设R(U)是属性U上的一个关系模式,X和Y是U的子集,r为R的任一关系,如果对于r中 的任意两个元组u, v, 只要有u[X]=v[X], 就有u[Y]=v[Y], 则称X函数决定Y, 或称Y函数依赖于X, 记为X→Y。 https://blog.csd/传递函数依赖 部分函数依赖 假设: 学号→姓名, 表示学号唯一确定一个学生的姓名, 也就是说姓名是完全依赖于学号。 假设(学号,课程号)→系名,而根据常识,显然根据一个学生的学号,就已经可以确认这个学生所在系,根本不需要课程号这个 属性, 所以这就是一个部分函数依赖。 假设: 学号→系名, 系名→系主任姓名, 在这里我们可以直接得出: 学号→系主任姓名, 所以这就是一个传递函数依赖。 这里还要介绍一下函数依赖的公理系统,设关系模式R (U, F): 👇 👇 🦠 ①A1自反律: 若Y包含于X包含于U,则X→Y为F所蕴涵。 ②A2增广律: 若X→Y为F所蕴涵,且Z包含于U,则XZ→YZ为F所蕴涵。 ③A3传递律: 若X→Y, Y→Z为F所蕴涵,则X→Z为F所蕴涵。 ④合并规则: 若X→Y, X→Z, 则X→YZ为F所蕴涵。 ⑤伪传递律: 若X→Y, WY→Z, 则XW→Z为F所蕴涵。 ⑥分解规则: $若X \rightarrow Y$, Z包含于Y, 则 $X \rightarrow Z$ 为F所蕴涵。 6.2 求候选关键字 6.2.1 码的相关概念 ▶ 唯一标识元组 消除多余属性 候选键 ▲ 任选一个 主键 → 其它差易的主傷 /sloc外籍dn.ne ①候选码:也称候选键,若关系模式中的某一属性或属性组能唯一的标识一个元组,则称该属性或属性组为候选码。例如:学号可 以唯一确定学生性别、姓名等信息,所以学号就是学生关系模式的候选码。 ②主码:也称主键,若一个关系模式有多个候选码,则选定其中一个作为主码。例如:学号可以唯一确定学生姓名,身份证号也可 以唯一确定学生姓名,那么学号和身份证号都是学生关系模式的候选码,我们选择候选码之一:学号作为主码。 ③超码:也称超键,对于学生关系模式,学号可以唯一确定学生性别,所以学号可以作为候选码,那么(学号,姓名)组合起来也 可以唯一确定学生性别,那么这里的 (学号, 姓名) 就称为学生关系模式的超码。 ④外码:也称外键,如果关系模式R中的属性或属性组不是该关系的码,但它是其他关系模式的码,那么该属性或属性组对关系模 式R而言就是外码。 ⑤全码:如果在一个关系模式中,需要所有的属性才可以唯一标识其中的每一个元组,那么就称这个属性组为全码。 ⑥ (非) 主属性: 包含在任何一个候选码中的所有属性称为主属性,不包含在任何候选码中的属性称为非主属性。 6.2.2 候选码的求解方法 在一个关系模式中,我们**对函数依赖集中的所有的属性进行分类 (L、R、LR、N) ,L类表示该属性只出现在左边,R类表示该属** 性只出现在右边,LR类表示该属性在左右两边都出现过,N类表示该属性没有出现。 对关系模式中的所有属性进行分类之后,最终的结论是: 候选码中一定包含L类属性和N类属性,一定不包含R类属性,可能包含LR 类属性。此时我们只需要去求L类和N类属性集的闭包就可以了,如果该属性集的闭包等于全集,那么该属性集就是该关系模式的候 选码。如果不是,就从LR类属性中依次添加单个属性,每添加一个,就求一次闭包,直到属性集的闭包等于全集,即可确定该关系 模式的候选码。 规范化理论 - 求候选键实例 例1: 给定关系R(A1, A2, A3, A4)上的函数依赖集 F={A1→A2, A3→A2, A2→A3, A2→A4}, R的候选关键字 为_ B. A1A3 A. A1 C. Alasa4 D. A1A2A3 例2: 关系模式P (A, B, C, D, E, F, G, H, I, J) 满足 下列函数依赖: FD={ABD→E, AB→G, B→F, C→J, CJ→I , G→H], 求候选码? 例3: 关系R (A, B, C) 满足下列函数依赖: F {B→C, B→A, A→BC},关系R的候选关键字为 B. A和B A. AB C. ARIBC D. AC和AB ①对于例1:由关系模式R和函数依赖集F可知,L类属性:A1,R类属性:A4,LR类属性:A2、A3,则候选码中一定包含A1,一定 不包含A4,可能包含A2、A3。而A1属性的闭包为: A1A2A3A4=全集U,所以关系R的候选码为A1。 ②对于例2:由关系模式P和函数依赖集可知,L类属性:A、B、C、D,R类属性:E、F、H、I,LR类属性:G、J,N类属性: 无,所以候选码中一定包含ABCD,一定不包含EFHI,可能包含GJ。而属性集ABCD的闭包为:ABCDEFGHIJ=全集U,所以关系 模式P的候选码为ABCD。 ③对于例3:由关系R和函数依赖集F可知,L类属性:无,R类属性:C, LR类属性:A、B, N类属性:无。所以候选码中一定不包 含C,此时我们就依次添加LR类属性来求闭包,首先是属性A,它的闭包为: ABC=全集U,所以可以作为关系R的候选码,那么此 时AB和AC也可以唯一标识每一个元组,称AB和AC为关系R的超码;其次看属性B,它的闭包为:ABC=全集U,也可以作为关系R 的候选码,那么AB和BC同样可以作为关系R的超码。即属性A和B都可以作为关系R的候选码。 6.3 价值与用途 非规范化的关系模式,可能存在的问题包括:数据冗余、更新异常、插 入异常、删除异常 DNO LOCATION **SName** DNAME S01 张二 D01 计算机系 1号楼 S02 李四 D01 计算机系 1号楼 **S03** 计算机系 1号楼 D01 E fi **S04** 赵六 D02 信息系 2号楼

1.基本概念

1.1 几个专有名词 1.2 DBMS的功能 1.3 DBMS的特征

2.三级模式——两级映像 2.1 三级模式 2.2 两级映像

6.1 函数依赖

6.2 求候选关键字

6.3 价值与用途

6.5 模式分解

7.3 封锁协议

10.数据库安全(不作为重点)

11.数据备份与恢复(不作为重点)

8.数据库完整性约束 9.SQL语句的简单了解

7.1 事务的ACID性质

7.2 并发控制产生的问题

6.4 范式

7.并发控制

1.基本概念

1.1 几个专有名词

①数据 (data): Data。

②数据库 (DB): DataBase。

③数据库管理系统 (DBMS): DataBase Management System。

⑤数据库管理员 (DBA): DataBase Administrator。

④数据库系统 (DBS): DataBase System, 广义上讲: 由数据库、硬件、软件和人员组成。

6.2.1 码的相关概念

6.2.2 候选码的求解方法

3.数据库设计过程

4.E-R模型 5.关系代数

6.规范化理论

有损:不能还原。 无损:可以还原。 无损联接分解: 指将一个关系模式分解成若干个关系模式后, 通过自然联接 和投影等运算仍能还原到逐來的关系模式scin.net/weixin_4882880 对于保持函数依赖和模式分解,在这里只介绍一些简单的例子,具体的大家可以自行学习。 假设一个关系模式R(A,B,C),函数依赖集 $F=\{A\rightarrow B,B\rightarrow C\}$,我们将关系模式R分解为R1(A,B),R2(B,C)。那么在 R1中,我们能够找出 $A \rightarrow B$;在R2中,我们能够找出 $B \rightarrow C$,这与原函数依赖集完全对应,所以就称这样的模式分解保持函数依赖。 (换句话说,对于一个总关系模式分解成了若干个子关系模式,如果根据这些子关系模式中的属性能够推出与原函数依赖集相同的 内容,则称保持函数依赖) 对于模式分解,如果分解的子关系模式数量大于2,则需使用表格法进行还原(表格法在这里就不再详细讲解了);如果分解的子关 系模式只有两个: R1和R2, 那么只需要求一下 R1∩R2 (交集) 、R1-R2 (差运算) 、R2-R1 (差运算) , 如果此时 R1∩R2 能够 推出 R1-R2或R2-R1 其中之一,则称模式分解是无损的。 7.并发控制 ✓ 丢失更新 ✓ 不可重复读问题 并发产生的问题 ✓ "脏"数据的读出 解决方案 ✓ S封锁 ✓ X封锁 封锁协议 ✓ 一级封锁协议 ✓ 原子性 ✓ 二級封锁协议 一致性 ✓ 三级封锁协议 ✓ 隔离性 ✔ 两段锁协议 ✓ 持续性 死锁问题 ✓ 预防法 **死領的解除法のcient** 1 事务涉及到的SQL语句: 2 事务开始: BEGIN TRANSACTION 3 事务提交: COMMIT 4 事务回滚: ROLLBACK 7.1 事务的ACID性质 ①原子性: 事务是原子的, 要么都做, 要么都不做。 ②一致性:事务执行的结果必须是保证数据库从一个一致性状态变到另一个一致性状态。因此,当数据库只包含成功事务提交的结 果时, 称数据库处于一致性状态。 ③隔离性:事务相互隔离。当多个事务并发执行时,任一事务的更新操作直到其成功提交的整个过程,对其他事务都是不可见的。 ④持久性: 一旦事务成功提交, 即使数据库崩溃, 其对数据库的更新操作也将永久有效。 7.2 并发控制产生的问题 T1 T2 ①读A=10 读A=10 ③A=A-5写回 A=A-8 写回 >丢失更新 >不可重复读 T1 >读"脏"数据 ①读A=20 证B=30 求和=50 T1 T2 读A=20 ①读A=20 A←A+50 A←A+50 写A=70 写回70 ③读A=70 读A=70 读B=30 ③ROLLBACK 求和=100 https://blog.csdn.r A恢复为20 (验算不对)

✓ 一级封锁协议。事务T在修改数据R之前必须先对其加X锁,直到事务结束才释

✓ 二级封锁协议。一级封锁协议加上事务T在读取数据R之前先对其加S锁,读完

✓ 三级封锁协议。一级封锁协议加上事务T在读取数据R之前先对其加S锁,直到 事务结束才释放。可防止丢失修改、防止读"脏"数据与防止数据重复读

①排它锁:也称X锁或写锁。若事务T对数据对象A加上X锁,则只允许T读取和修改A,其他事务都不能再对A加任何类型的锁,直

②共享锁:也称S锁或读锁。若事务T对数据对象A加上S锁,则只允许T读取A,但不能修改A,其他事务只能再对A加S锁,直到T

✓ 实体完整性约束 ✔ 参照完整性约束

✓ 触发器

①实体完整性: 若属性 (或属性组) A是基本关系R的主属性,则A不能取空值。(换句话说,就是主键不能为空)

须: 等于S中某个元组的主码值,或者取空值。(换句话说,就是外键要么为空,要么等于另一个关系的主键) ③用户自定义完整性:用户根据实际情况具体设定的完整性规则。例如:年龄不能为负、性别只能为男女等。

✓ 用户自定义完整性约束

②参照完整性: 若属性 (或属性组) F是基本关系R的外键,它与基本关系S的主码Ks相对应,则对于R中的每个元组在F上的值必

说明

最外层的安全保护措施,可以使用用户帐户、口令及随机数检

对用户进行授权,包括操作类型(如查找、插入、删除、修改

使用一个专用文件或数据库,自动将用户对数据库的所有操作

缺点

不能出错,否则后果严重;若热备份不成功

所得结果不可用于时间点的恢复;因难于维

解决方法

由DBMS的恢复子系统通过日志, 撤消

事务对数据库的修改, 回退到事务初

一级使用日志重做业务 43823808

在程序中预先设置Rollback语句

等动作)和数据对象(主要是数据范围)的权限。

记录下来 https://blog.csdn.net/weixin

✓ 冷备份也称为静态备份,是将数据库正常关闭,在停止状态下,将数据库的文件全部备

热备份也称为动态备份,是利用备份软件,在数据库正常运行的状态下,将数据库中的

非常快速的备份方法(只需复制文件);容 单独使用时,只能提供到某一时间点上的恢 易归档(简单复制即可);容易恢复到某个 复;在实施备份的全过程中,数据库必须要时间点上(只需将文件再复制回去);能与 作备份而不能做其他工作;若磁盘空间有限

归档方法相结合,做数据库"最佳状态"的 恢复;低度维护,高度安全 只能复制到磁带等其他外部存储设备上,速度会很慢;不能按表或按用户恢复

砂级恢复(恢复到某一时间点上);可对几一种,所以要特别小心,不允许"以失败告绝"

对远程终端信息用密码传输

对视图进行授权

可在表空间或数据库文件级备份,备份的 时间短;备份时数据库仍可使用;可达到

乎所有数据库实体做恢复;恢复是快速的

差量备份: 仅备份上一次完全备份之后变化的数据 ✓ 增量备份:备份上一次备份之后变化的数据

(1)静态海量转储:在系统中无运行事务时进行,每次转储全部数据库。 (2)静态增量转储:在系统中无运行事务时进行,每次只转储上一次转储后

(3) 动态海量转储:转储期间允许对数据库进行存取或修改,每次转储全部

(4) 动态增量转储:转储期间允许对数据库进行存取或修改,每次只转储上

日志文件: 事务日志是针对数据库改变所做的记录, 它可以记录针对数据库 的任何操作,并将记录结果保存在独立的交供和net/weixin 43828808

始状态

通常使用检查点法

故障原因

本身逻辑

储保护

系统停止运转

外存被破坏: // 000

事务本身的不可预 算术溢出、违反存

✓ 完全备份: 备份所有数据

-次转储后更新过的数据。

更新过的数据。

故障关系

事务本身的可预期

故障

期故障

系统故障

介质故障

数据库

后即可释放S锁。可防止丢失修改,还可防止读"脏"数据

✔ 两段锁协议。可串行化的。可能发生死锁

释放A上的S锁。这就保证了其他事务可以读取A,但在T释放A上的S锁之前不能对A进行任何修改。

放。可防止丢失修改

属性值都是不

可分的原子值

消除非主属 性对候选键

的传递依赖

csdn.net/weixin_4382\$808

、数据冗余

1NF

2NF

3NF

BCNF

②2NF(第二范式): 若关系模式R∈1NF,且每一个非主属性完全依赖于码,则关系模式R∈2NF。(换句话说,当1NF消除了非

③3NF (第三范式): 若关系模式R (U, F) 中不存在这样的码X, 属性组Y及非主属性Z (Z不包含于Y) 使得X→Y, Y→Z成立,

④BCNF (BC范式) : 关系模式R (U, F) ∈1NF, 若X→Y且Y不包含于X时, X必含有码,则R∈BCNF。(换句话说,关系模式

设数据库模式 p={R1, R2, ···, Rk}是关系模式R的一个分解, F是R上的函数 依赖集, p中每个模式Ri上的FD集是Fi。如果{F1, F2, ···, Fk}与F是等价

②所有主属性对每一个不包含它的码也是完全函数依赖。 ③没有任何属性完全函数依赖于非码的任何—组属性。

的(即相互逻辑蕴涵),那么称分解。保持FD

消除非主属性对候 选键的部分依赖

消除主属性对候 选键的传递依赖

主属性对码的部分函数依赖,则称为2NF)

R中,若每一个决定因素都包含码,则称为BCNF)

①1NF (第一范式): 若关系模式R的每一个分量都是不可再分的数据项,则关系模式R∈1NF。

则关系模式R∈3NF。(换句话说,当2NF消除了非主属性对码的传递函数依赖,则称为3NF)

★ 保持函数依赖分解

什么是有损,什么又是无损?

★ 无损分解

一个满足BCNF的关系模式有:①所有非主属性对每一个码都是完全函数依赖。

6.4 范式

6.5 模式分解

7.3 封锁协议

到T释放A上的锁。

8.数据库完整性约束

9.SQL语句的简单了解

请参考博主的这篇博文: 🦣 🦣 🦣

10.数据库安全(不作为重点)

11.数据备份与恢复(不作为重点)

https://blog.csdn.net/weixin_43823808/article/details/105848797

措施

验等方式

用户标识和鉴定

密码存储和传输

份(复制)下来。

优缺点

备份方式

冷备份

热备份

视图的保护

审计

存取控制