第12章：故障恢复

Failure Recovery

邹兆年

哈尔滨工业大学
计算机科学与技术学院
海量数据计算研究中心
电子邮件：znzou@hit.edu.cn

2020年春

教学内容[1]

[1]课件更新于2020年4月19日

Overview

事务(Transactions)

事务(transaction)是在数据库上执行的一个或多个操作构成的序列，用来完成数据库系统的高级功能

- 事务的操作要么全部执行，要么一个也不执行

Example (转账事务)

账户A给账户B转账100元

1. 检查账户A余额是否够100元
2. 从账户A中减去100元
3. 在账户B中增加100元

SQL事务语句(Transactional Statements)

事务启动(start): `BEGIN;`

事务提交(commit): `COMMIT;`

- 将事务对数据库的修改持久地写到数据库中

事务中止(abort): `ROLLBACK;`

- 将事务对数据库的修改全部撤销(undo)，就像事务从未执行过
- 事务可以中止自己，也可以被DBMS中止

事务的ACID性质(The ACID Properties)

原子性(Atomicity):"all or nothing"

- 事务的操作要么全部执行，要么一个也不执行

一致性(Consistency):"it looks correct to me"

- 如果事务的程序正确，并且事务启动时数据库处于一致状态(consistent state)，则事务结束时数据库仍处于一致状态

隔离性(Isolation):"as if alone"

- 一个事务的执行不受其他事务的干扰

持久性(Durability):"survive failures"

- 事务一旦提交，它对数据库的修改一定全部持久地写到数据库中

一致性(Consistency)

"It Looks Correct to Me"

用户(user)保证事务的一致性

- 别写错程序

隔离性(Isolation)

"As If Alone"

多个事务的执行有2种方式

- 串行执行(serial execution) $\Longrightarrow$ 不破坏隔离性
- 交叉执行(interleaving execution) $\Longrightarrow$ 可能破坏隔离性

DBMS保证事务的隔离性

- 并发控制(concurrency control): 确定多个事务的操作的正确交叉执行顺序

第11章: 并发控制(Concurrency Control)

原子性(Atomicity)

"All or Nothing"

事务的执行只有两种结局

- 执行完所有操作后提交$\Longrightarrow$ 不破坏原子性
- 执行了部分操作后中止$\Longrightarrow$ 破坏原子性

DBMS保证事务的原子性

- 中止事务(aborted txn)执行过的操作必须撤销(undo)

第12章: 故障恢复(Failure Recovery)

持久性(Durability)

"Survive Failures"

故障(failure)导致事务对数据库的修改有4种结果

- 提交事务所做的修改已全部写入磁盘$\Longrightarrow$ 不破坏持久性
- 提交事务所做的修改仅部分写入磁盘$\Longrightarrow$ 破坏持久性
- 中止事务所做的修改有些已写入磁盘$\Longrightarrow$ 破坏持久性
- 中止事务所做的修改未写入磁盘$\Longrightarrow$ 不破坏持久性

DBMS保证事务的持久性

- 重做(redo)提交事务对数据库的修改
- 撤销(undo)中止事务对数据库的修改

第12章: 故障恢复(Failure Recovery)

故障恢复(Failure Recovery)

故障可能会破坏数据库的一致性(consistency)

故障恢复(failure recovery)
故障发生后，DBMS将数据库恢复到最新的一致性状态

演示:

```
CREATE TABLE t (
 id INT PRIMARY KEY,
 val INT NOT NULL
);

SET autocommit=OFF;
```


Failures

故障(Failure)的类型

- 事务故障(Transaction Failures)
- 系统故障(System Failures)
- 存储介质故障(Storage Media Failures)

事务故障(Transaction Failures)

逻辑错误(Logical Errors)

- 事务由于内部错误(internal error)而无法完成，如违反完整性约束(integrity constraint)

内部状态错误(Internal State Errors)

- DBMS由于内部状态错误(如死锁)而必须中止活跃事务(active txn)

系统故障(System Failures)

软件故障(Software Failures)

- DBMS实现的bug所导致的故障

硬件故障(Hardware Failures)

- 运行DBMS的计算机发生崩溃(crash)，如断电
- 假设系统崩溃不会损坏非易失存储器中的数据

存储介质故障(Storage Media Failures)

存储介质故障(Storage Media Failures)

- 非易失存储器发生故障，损坏了存储的数据
- 假设数据损坏可以被检测，如使用校验码(checksum)
- 任何DBMS都无法从这种故障中恢复，必须从备份(archive)中还原(restore)

Buffer Pool Policies

Undo? Redo?

DBMS在故障恢复时会做2种操作

撤销(Undo)

- Undo未完成事务(incomplete txn)对数据库的修改

重做(Redo)

- Redo已提交事务(committed txn)对数据库的修改

DBMS如何支持undo和redo取决于DBMS如何管理缓冲池(buffer pool)

- 只需undo?
- 只需redo?
- 既要undo，又要redo?
- 既不用undo，也不用redo?

缓冲池(Buffer Pool)

Transactions

T_1	T_2
BEGIN	
r(A)	
A := A + 1	
w(A)	BEGIN
	r(B)
	B := B * 2
	w(B)
	COMMIT
ABORT	

Buffer Pool

A=2	B=4	C=3

Disk

A=1	B=2	C=3

- 是否强制(force)在T_2提交时将B写回磁盘? ⟵ FORCE策略
- 是否允许在T_1提交前覆写磁盘上A的值? ⟵ STEAL策略

独立的

STEAL策略

DBMS是否允许将未提交事务所做的修改写到磁盘并覆盖现有数据?

- **STEAL**: 允许 更高效
- **NO-STEAL**: 不允许 更安全

FORCE策略

DBMS是否要求事务在提交前必须将其所做的修改全部写回磁盘?

- **FORCE**: 要求 更安全
- **NO-FORCE**: 不要求 更高效

缓冲池策略(Buffer Pool Policies)

缓冲池效率高 缓冲池效率低	STEAL + FORCE NO-STEAL + FORCE	STEAL + NO-FORCE NO-STEAL + NO-FORCE
	I/O效率低	I/O效率高

NO-STEAL + FORCE

- NO-STEAL $\Longrightarrow$ 未提交事务不可能将其修改写回磁盘$\Longrightarrow$ 无需undo
- FORCE $\Longrightarrow$ 已提交事务已将其修改全部写回磁盘$\Longrightarrow$ 无需redo

Transactions

T_1	T_2
BEGIN	
r(A)	
A := A + 1	
w(A)	BEGIN
	r(B)
	B := B * 2
	w(B)
	COMMIT
ABORT	

Buffer Pool

A=2	B=4	C=3

Disk

A=1	B=4	C=3

- 优点: 实现简单
- 缺点: 缓冲池得能存得下所有未提交事务所做的修改

Write-Ahead Logging (WAL)

预写式日志(Write-Ahead Log, WAL)

DBMS在数据文件(data file)之外维护一个日志文件(log file)，用于记录事务对数据库的修改

- 假定日志文件存储在稳定存储器(stable stroage)中
- 日志记录(log record)包含undo或redo时所需的信息

DBMS在将修改过的对象写到磁盘之前，必须先将修改此对象的日志记录刷写到磁盘

WAL协议(WAL Protocol)

当事务T_i启动时，向日志中写入记录<tid, BEGIN>

- tid: T_i的ID (txn ID)

当T_i提交时，向日志中写入记录<tid, COMMIT>

- 在DBMS向应用程序返回确认消息之前，必须保证T_i的所有日志记录都已刷写到磁盘

当T_i修改对象A时，向日志中写入记录<tid, oid, before, after>

- oid: A的ID (object ID)
- before: A修改前的值(undo时用)
- after: A修改后的值(redo时用)

基于WAL的故障恢复

第1部分: 事务正常执行时的行为

- 记录日志
- 按照缓冲池策略将修改过的对象写到磁盘

第2部分: 故障恢复时的行为

- 根据日志和缓冲池策略，对事务进行undo或redo

事务的分类

根据日志将事务分为3类

已提交事务(Committed Txn)

- 既有<T, BEGIN>，又有<T, COMMIT>

不完整事务(Incomplete Txn)

- 只有<T, BEGIN>，而没有<T, COMMIT>

已中止事务(Aborted Txn)

- 既有<T, BEGIN>，又有<T, ABORT>
- 在事务正常执行和故障恢复过程中，如果T所做的修改已全部撤销，则将日志记录<T, ABORT>写到日志
- 已中止事务相当于从未执行过，故不需要undo，更不需要redo

故障恢复时的行为

已提交事务(Committed Txn)

- 如果一个已提交事务的修改已全部写到磁盘，则无需redo
- 否则，redo

不完整事务(Incomplete Txn)

- 如果一个不完整事务的任何修改都未写到磁盘，则无需undo
- 否则，undo

缓冲池策略决定了上述行为

WAL协议的分类

根据缓冲池策略的不同，可以实现3类WAL协议

- **Undo Logging**: WAL + STEAL + FORCE
- **Redo Logging**: WAL + NO-STEAL + NO-FORCE
- **Redo+Undo Logging**: WAL + STEAL + NO-FORCE

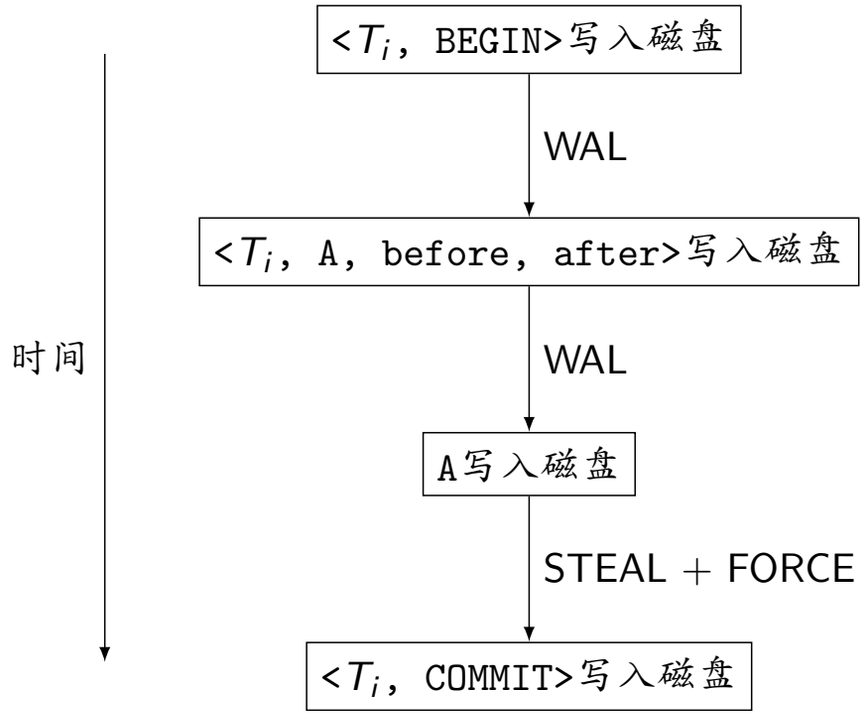
Write-Ahead Logging (WAL)
Undo Logging

Undo Logging

Undo Logging = WAL + STEAL + FORCE

缓冲池效率高	STEAL + FORCE	STEAL + NO-FORCE
缓冲池效率低	NO-STEAL + FORCE	NO-STEAL + NO-FORCE
	I/O效率低	I/O效率高

基于Undo Logging的事务正常执行时的行为



基于Undo Logging的事务正常执行时的行为

Example (Undo Logging)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	FLUSH LOG						
9	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
10	OUTPUT(B)	16	16	16	16	16	
11	COMMIT						<T, COMMIT>
12	FLUSH LOG						

基于Undo Logging的故障恢复

已提交事务(Committed Txn): 不需要恢复

- FORCE $\Longrightarrow$ 已提交事务所做的修改已全部写入磁盘

不完整事务(Incomplete Txn): 全部undo

- STEAL $\Longrightarrow$ 不完整事务所做的一部分修改可能已经写入磁盘

基于Undo Logging的故障恢复方法

从后(最后一条记录)向前(第一条记录)扫描日志

根据每条日志记录的类型执行相应的动作

- <T, COMMIT>: 将T记录为已提交事务(无需redo)
- <T, ABORT>: 将T记录为已中止事务(无需undo)
- <T, A, before, after>: 如果T是不完整事务，则将磁盘上A的值恢复为before
- <T, BEGIN>: T恢复完毕；如果T是不完整事务，则向日志中写入<T, ABORT> (今后故障恢复时无需再undo)

基于Undo Logging的故障恢复

Example (基于Undo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	FLUSH LOG						
9	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
10	OUTPUT(B)	16	16	16	16	16	
11	COMMIT						<T, COMMIT>
12	FLUSH LOG						
	Crash!						

基于Undo Logging的故障恢复

Example (基于Undo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	FLUSH LOG						
9	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
10	OUTPUT(B)	16	16	16	16	16	
	Crash!						

基于Undo Logging的故障恢复

Example (基于Undo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
	Crash!						

Write-Ahead Logging (WAL)
Redo Logging

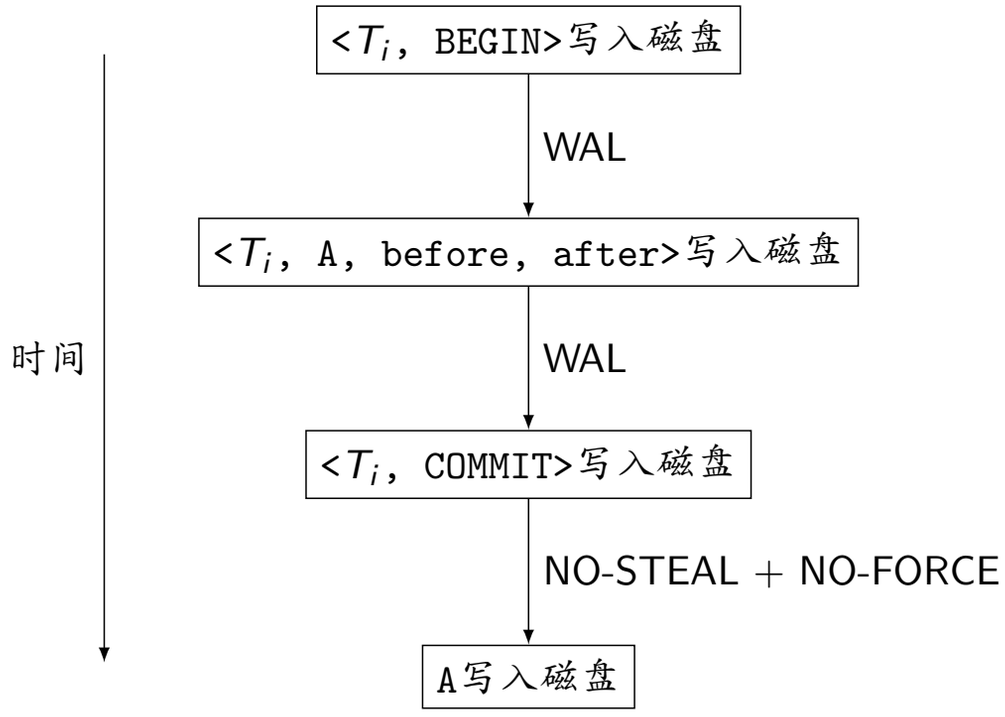
Redo Logging

Redo Logging = WAL + NO-STEAL + NO-FORCE

缓冲池效率高	STEAL + FORCE	STEAL + NO-FORCE
缓冲池效率低	NO-STEAL + FORCE	NO-STEAL + NO-FORCE
	I/O效率低	I/O效率高

未提交的事务所作修改不能在缓冲区堆着

事务正常执行时的行为



基于Redo Logging的事务正常执行时的行为

Example (Redo Logging)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	COMMIT						<T, COMMIT>
9	FLUSH LOG						
10	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
11	OUTPUT(B)	16	16	16	16	16	

基于Redo Logging的故障恢复

已提交事务(Committed Txn): 全部redo

- NO-FORCE $\Longrightarrow$ 已提交事务所做的修改可能尚未全部写入磁盘

不完整事务(Incomplete Txn): 不需要恢复

- NO-STEAL $\Longrightarrow$ 不完整事务所做的任何修改都未写入磁盘

基于Redo Logging的故障恢复方法

从前(第一条记录)向后(最后一条记录)扫描日志2遍

第1遍扫描: 记录已提交事务和已中止事务

- <T, COMMIT>: 将T记录为已提交事务(需要redo)
- <T, ABORT>: 将T记录为已中止事务(无需undo)

第2遍扫描: 根据每条日志记录的类型执行相应的动作

- <T, A, before, after>: 如果T是已提交事务，则将磁盘上A的值覆写为after
- <T, BEGIN>: 如果T是不完整事务，则向日志中写入<T, ABORT>

基于Redo Logging的故障恢复

Example (基于Redo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	COMMIT						<T, COMMIT>
9	FLUSH LOG						
10	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
11	OUTPUT(B)	16	16	16	16	16	
	Crash!						

基于Redo Logging的故障恢复

Example (基于Redo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	COMMIT						<T, COMMIT>
9	FLUSH LOG						
	Crash!						

邹兆年 (CS@HIT) 第12章: 故障恢复 2020年春 45 / 69

基于Redo Logging的故障恢复

Example (基于Redo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
	Crash!						

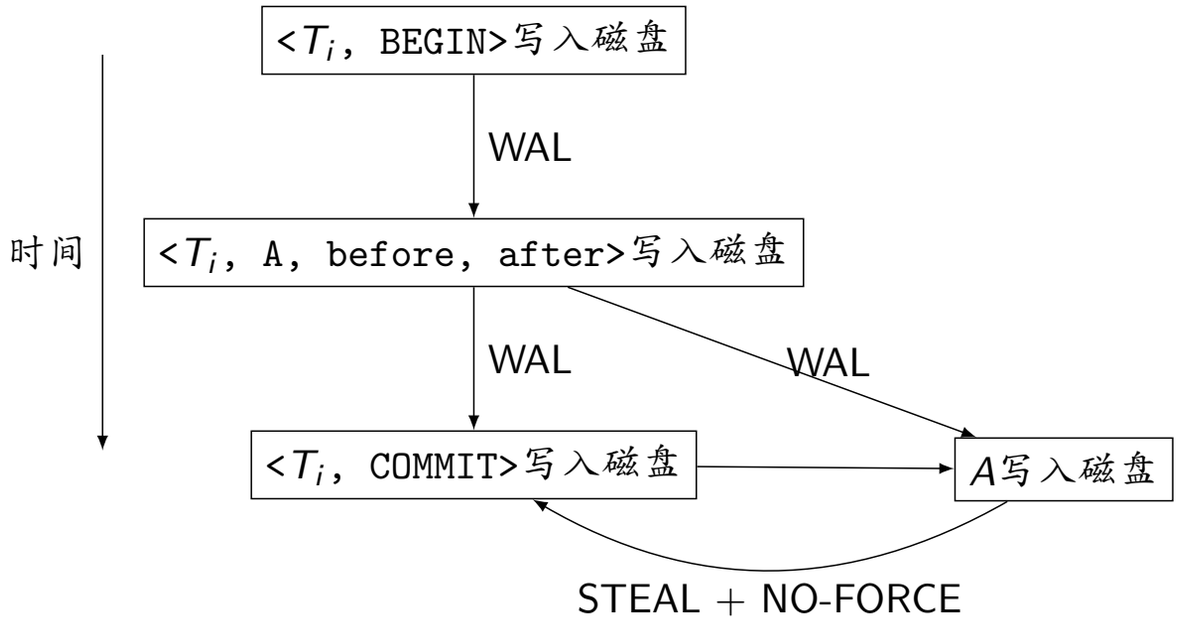
Write-Ahead Logging (WAL)
Redo+Undo Logging

Redo+Undo Logging

Redo+Undo Logging = WAL + STEAL + NO-FORCE

缓冲池效率高	STEAL + FORCE	STEAL + NO-FORCE
缓冲池效率低	NO-STEAL + FORCE	NO-STEAL + NO-FORCE
	I/O效率低	I/O效率高

基于Redo+Undo Logging的事务正常执行时的行为



基于Redo+Undo Logging的事务正常执行时的行为

Example (Redo+Undo Logging)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
9	COMMIT						<T, COMMIT>
10	FLUSH LOG						
11	OUTPUT(B)	16	16	16	16	16	

基于Redo+Undo Logging的故障恢复

已提交事务(Committed Txn): 全部redo

- NO-FORCE $\Longrightarrow$ 已提交事务所做的修改可能尚未全部写入磁盘

不完整事务(Incomplete Txn): 全部undo

- STEAL $\Longrightarrow$ 不完整事务所做的一部分修改可能已经写入磁盘

基于Redo+Undo Logging的故障恢复方法

Redo阶段: redo已提交事务

- 与基于Redo Logging的故障恢复方法相同

Undo阶段: undo不完整事务

- 与基于Undo Logging的故障恢复方法相同

先redo，再undo

基于Redo+Undo Logging的故障恢复

Example (基于Redo+Undo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
9	COMMIT						<T, COMMIT>
10	FLUSH LOG						
11	OUTPUT(B)	16	16	16	16	16	
	Crash!						

基于Redo+Undo Logging的故障恢复

Example (基于Redo+Undo Logging的故障恢复)

Step	Action	t	M_A	M_B	D_A	D_B	Log
1							<T, BEGIN>
2	READ(A, t)	8	8		8	8	
3	t := t * 2	16	8		8	8	
4	WRITE(A, t)	16	16		8	8	<T, A, 8, 16>
5	READ(B, t)	8	16	8	8	8	
6	t := t * 2	16	16	8	8	8	
7	WRITE(B, t)	16	16	16	8	8	<T, B, 8, 16>
8	OUTPUT(A)	16	16	16	16	8	
	Crash!						

缓冲池策略的比较

运行时效率

	FORCE	NO-FORCE
STEAL	–	Fastest
NO-STEAL	Slowest	–

故障恢复效率

	FORCE	NO-FORCE
STEAL	–	Slowest
NO-STEAL	Fastest	–

几乎所有DBMS都采用STEAL + NO-FORCE

组提交(Group Commit)

每条日志记录单独刷写(flush)到磁盘的I/O开销太大

在内存中设置日志缓冲区(log buffer)，将日志记录写到日志缓冲区，然后成批刷写到日志文件

- 日志缓冲区满时刷写
- 定时刷写

Checkpoints

WAL的问题

- 日志永远在变大
- 故障恢复时需要扫描日志，恢复时间越来越长

Example (WAL)

<T_1, BEGIN>
<T_1, A, 5, 15>
<T_2, BEGIN>
<T_2, B, 10, 20>
<T_2, C, 15, 25>
<T_2, COMMIT>
<T_3, BEGIN>
<T_1, D, 20, 30>
<T_3, E, 25, 35>
<T_1, COMMIT>
<T_3, F, 30, 40>

如果使用Undo Logging，则扫描到这里即可

检查点(Checkpoints)

DBMS定期设置检查点(checkpoint)

- 将日志刷写到磁盘
- 根据缓冲池策略，将脏页(dirty page)写到磁盘
- 故障恢复时只需扫描到最新的检查点

模糊检查点(Fuzzy Checkpoints)

检查点开始: 向日志中写入<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>

- $T_1, T_2, \ldots, T_n$是检查点开始时的活跃事务(active txn)
- 活跃事务是尚未提交或中止的事务

检查点中间: 根据缓冲池策略，将脏页(dirty page)写到磁盘

- 如果采用STEAL，则将全部脏页写到磁盘
- 否则，只将已提交事务所做的修改写到磁盘

检查点结束: 向日志中写入<END CHECKPOINT>，并将日志刷写到磁盘

- 如果采用NO-FORCE，则写完全部脏页后即可结束检查点
- 否则，在$T_1, T_2, \ldots, T_n$全部提交后，才能结束检查点

涉及检查点的故障恢复

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

先redo，再undo

Redo阶段: redo已提交事务

- 从前向后扫描日志
- 从哪条日志记录开始?

Undo阶段: undo不完整事务

- 从后向前扫描日志
- 到哪条日志记录为止?

Redo阶段

日志中最新的完整检查点 如果没有END，该检查点无效

<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>
...
<END CHECKPOINT>

需要redo的最早的事务一定属于$\{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$

从日志记录<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>开始向后扫描日志

- 不需要从最早的<T_i, BEGIN>开始扫描

证明 I

需要redo的最早的事务T一定属于$\{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$

Log	Fact
<T, BEGIN>	
...	
<T, COMMIT> 已经COMMIT，不属于	
...	
<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>	$T \notin \{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$
...	
<END CHECKPOINT>	T所做的修改已全部写到磁盘，无需redo

证明 II

Log	Fact
<T, BEGIN>	
...	
<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>	$T \in \{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$
...	
<T, COMMIT>	
...	
<END CHECKPOINT>	T所做的修改已全部写到磁盘，无需redo

证明 III

Log	Fact
<T, BEGIN>	
...	
<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>	$T \in \{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$
...	
<END CHECKPOINT>	
...	
<T, COMMIT>	T所做的修改未必全部写到磁盘，必须redo

这段记录在END CHECKPOINT时被写到disk

这时候再写，不一定都已经到磁盘

Undo阶段

日志中最新的完整检查点

<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>
...
<END CHECKPOINT>

需要undo的最早的事务一定属于$\{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$

扫描到$T_1, T_2, \ldots, T_n$中最早的事务T_i的日志记录<T_i, BEGIN>为止

证明

需要undo的最早的事务T一定属于$\{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$

Log	Fact
<T, BEGIN>	
...	
<BEGIN CHECKPOINT ($T_1, T_2, \ldots, T_n$)>	$T \in \{T_1, T_2, \ldots, T_n\}$
...	
<END CHECKPOINT>	T所做的部分修改可能已写到磁盘，必须undo

涉及检查点的故障恢复—Redo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Redo阶段)

Log	Redo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	从这里开始redo
<T_2, C, 15, 25>	
<T_3, D, 20, 30>	
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	

涉及检查点的故障恢复—Redo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Redo阶段)

Log	Redo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	从这里开始redo
<T_2, C, 15, 25>	C $\leftarrow$ 25
<T_3, D, 20, 30>	
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	

涉及检查点的故障恢复—Redo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Redo阶段)

Log	Redo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	从这里开始redo
<T_2, C, 15, 25>	C ← 25
<T_3, D, 20, 30>	T_3无需redo
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	

涉及检查点的故障恢复—Redo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Redo阶段)

Log	Redo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	从这里开始redo
<T_2, C, 15, 25>	C ← 25
<T_3, D, 20, 30>	T_3无需redo
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	T_2 redo完毕

涉及检查点的故障恢复—Undo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Undo阶段)

Log	Undo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	
<T_2, C, 15, 25>	
<T_3, D, 20, 30>	
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	T_2无需undo

涉及检查点的故障恢复—Undo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Undo阶段)

Log	Undo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	
<T_2, C, 15, 25>	
<T_3, D, 20, 30>	D $\leftarrow$ 20
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	T_2无需undo

涉及检查点的故障恢复—Undo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Undo阶段)

Log	Undo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	
<T_2, C, 15, 25>	T_2无需undo
<T_3, D, 20, 30>	D ← 20
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	T_2无需undo

涉及检查点的故障恢复—Undo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Undo阶段)

Log	Undo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	
<T_3, B, 10, 20>	B ← 10
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	
<T_2, C, 15, 25>	T_2无需undo
<T_3, D, 20, 30>	D ← 20
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	T_2无需undo

涉及检查点的故障恢复—Undo阶段

缓冲池策略: STEAL + NO-FORCE

Example (涉及检查点的故障恢复—Undo阶段)

Log	Undo Action
<T_1, BEGIN>	
<T_1, A, 5, 15>	
<T_2, BEGIN>	
<T_1, COMMIT>	
<T_3, BEGIN>	T_3 undo完毕，写<T_3, ABORT>
<T_3, B, 10, 20>	B $\leftarrow$ 10
<BEGIN CHECKPOINT (T_2, T_3)>	
<T_2, C, 15, 25>	T_2无需undo
<T_3, D, 20, 30>	D $\leftarrow$ 20
<END CHECKPOINT>	
<T_2, COMMIT>	T_2无需undo

总结

感谢同学们的热情，让我面对屏幕也能愉快地讲课
感谢同学们的配合，让我的首次网络授课顺利完成
感谢同学们的提问，让我对数据库的认识更加深入
感谢同学们的指正，让我的教学能力得到显著提升
祝同学们身体健康，学业有成，前程似锦

邹兆年
2020年春季疫情期间
于哈尔滨家中

COMMIT;