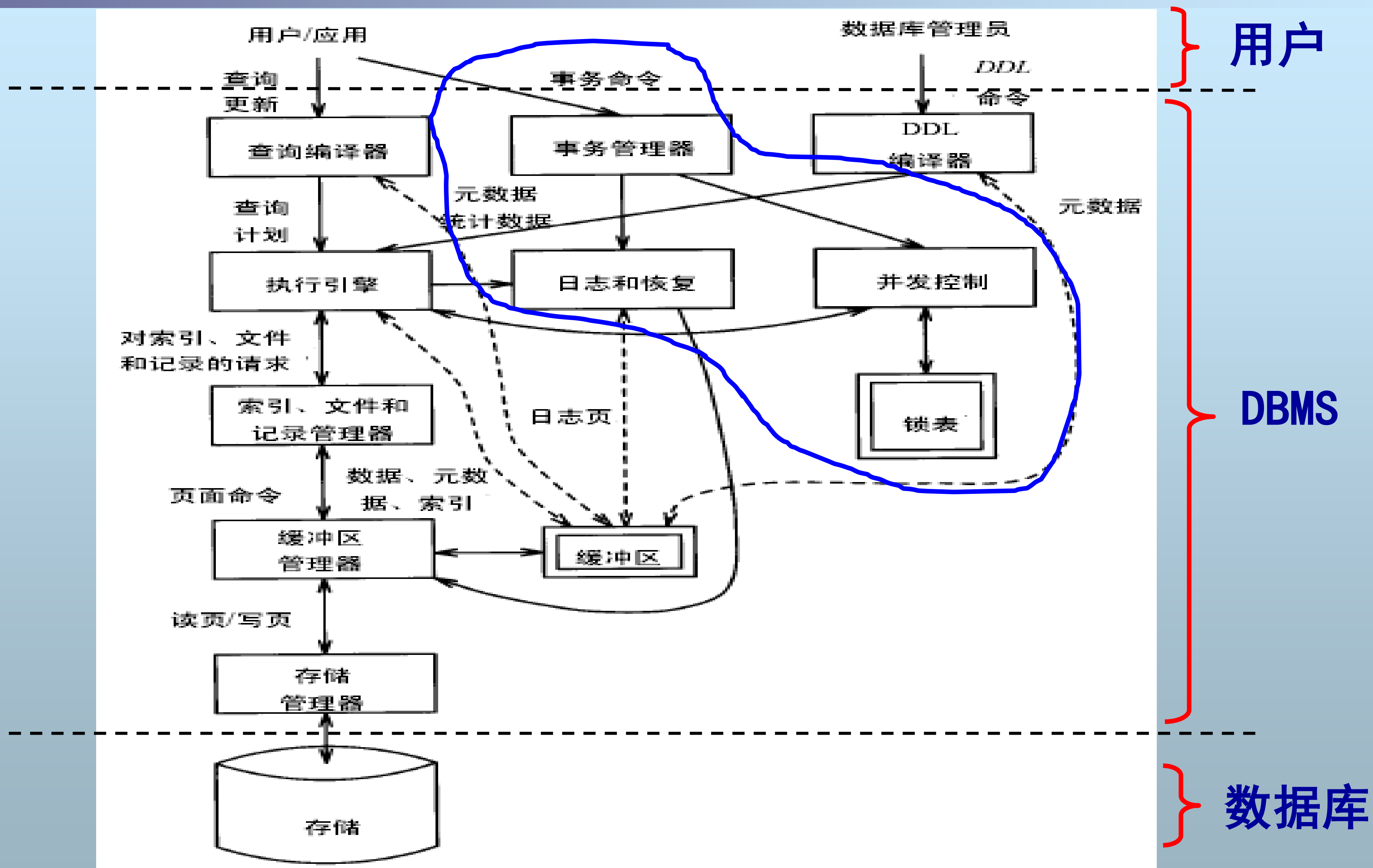
金培权（jpq@ustc.edu.cn）

回顾



用户

DBMS

数据库

Databases protection

- 数据库保护：排除和防止各种对数据库的干扰破坏，确保数据安全可靠，以及在数据库遭到破坏后尽快地恢复
- 数据库保护通过四个方面来实现
  - 数据库的恢复技术 [this chapter]
    - Deal with failure
  - 并发控制技术 [Chp. 18 & 19]
    - Deal with data sharing
  - 完整性控制技术
    - Enable constraints
  - 安全性控制技术
    - Authorization and authentication

主要内容

- 数据库的一致性
- 事务的状态及原语操作
- 数据库系统故障分析
- Undo日志
- Redo日志
- Undo/Redo日志
- Checkpoint
- Log Rotation

一、数据库的一致性

Integrity or consistency constraints

- Predicates data must satisfy
- Examples:

  \- x is key of relation R

  \- $x \rightarrow y$ holds in R

  \- Domain(x) = {Red, Blue, Green}

一、数据库的一致性

- **Consistent state:** satisfies all integrity constraints
- **Consistent DB:** DB in consistent state

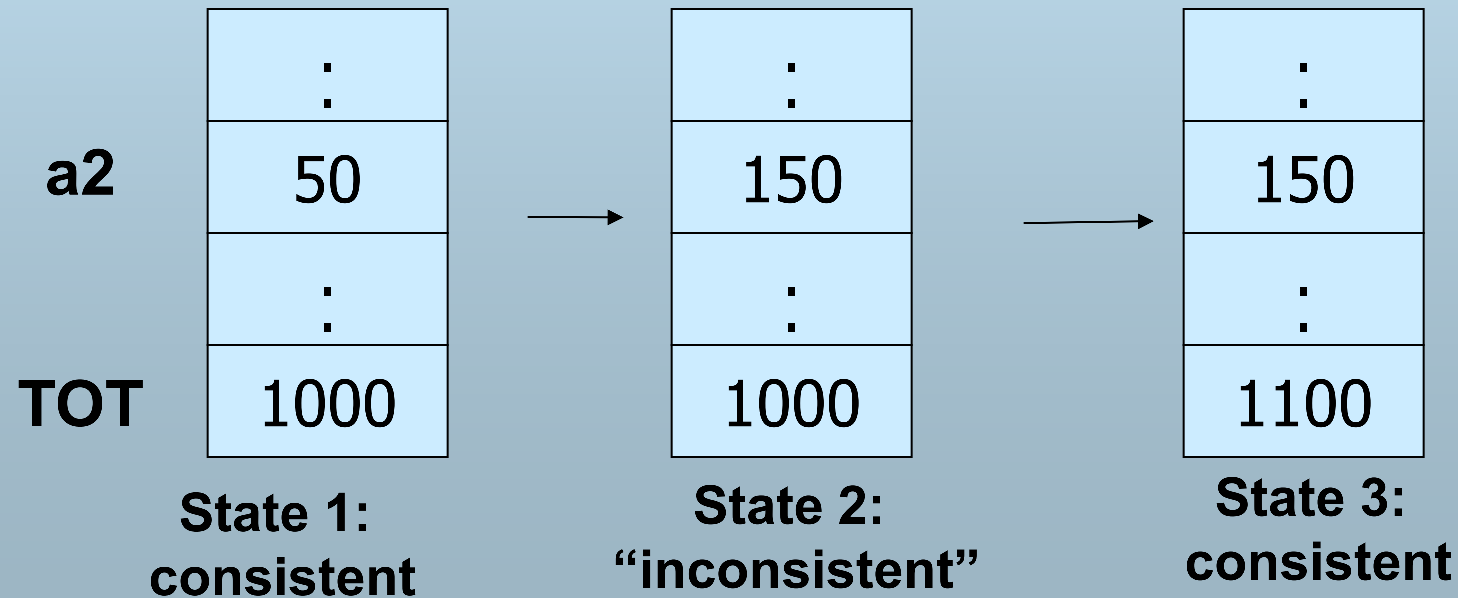
一、数据库的一致性

- **DB will not always satisfy constraints**

Example: a1 + a2 +…. an = TOT (constraint)

Transaction: Deposit $100 in a2: a2 ← a2 + 100

TOT ← TOT + 100

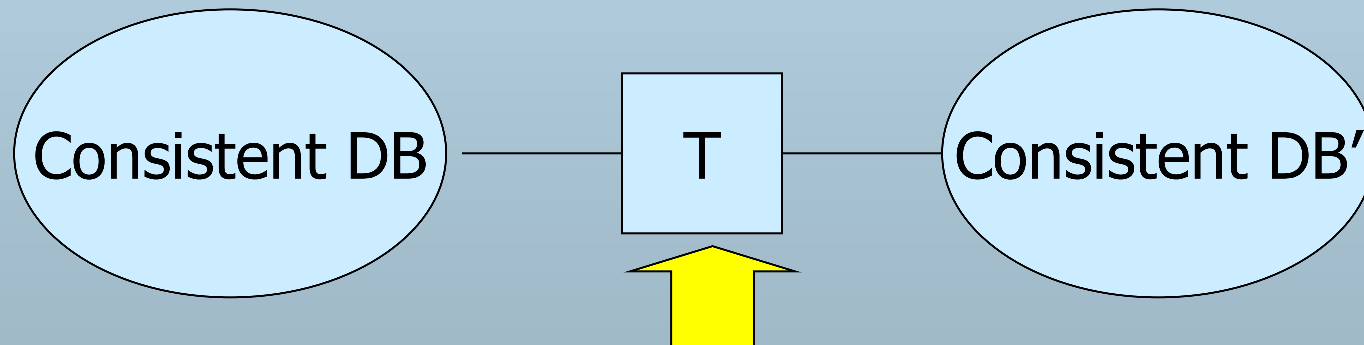


一、数据库的一致性

consistency of transaction

事务的ACID性质

Atomicity, Consistency, Isolation, Durability



但事务内部不保证DB的一致性

二、事务的状态及原语操作

- **事务(transaction)**
  - 一个不可分割的操作序列，其中的操作要么都做，要么都不做

1、事务

- 事务的例子
  - 银行转帐：A帐户转帐到B帐户100元。该处理包括了两个更新步骤
    - A=A-100
    - B=B+100
  - 这两个操作是不可分的：要么都做，要么都不作

1、事务

- 事务的ACID性质
  - 原子性 Atomicity
  - 一致性 Consistency
  - 隔离性 Isolation
  - 持久性 Durability

金培权（jpq@ustc.edu.cn）

2、事务的状态 [in logs]

- <Start T>
  - Transaction T has started
- <Commit T>
  - T has finished successfully and all modifications are all reflected to disks
- <Abort T>
  - T has been terminated and all modifications have been canceled

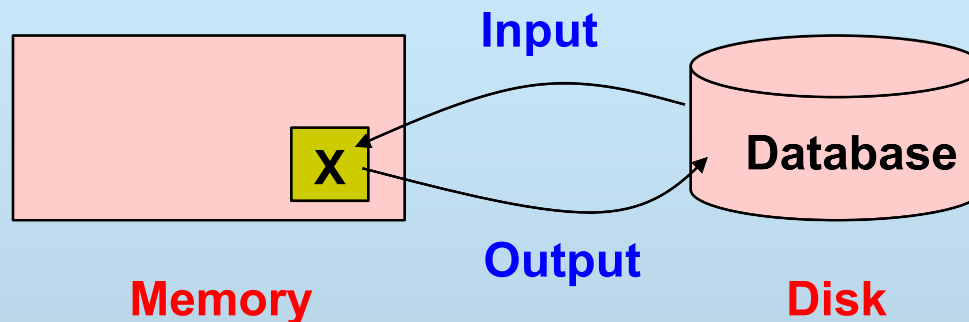
3、事务的原语操作

- **Input (x):** disk block with x → memory
- **Output (x):** buffer block with x → disk

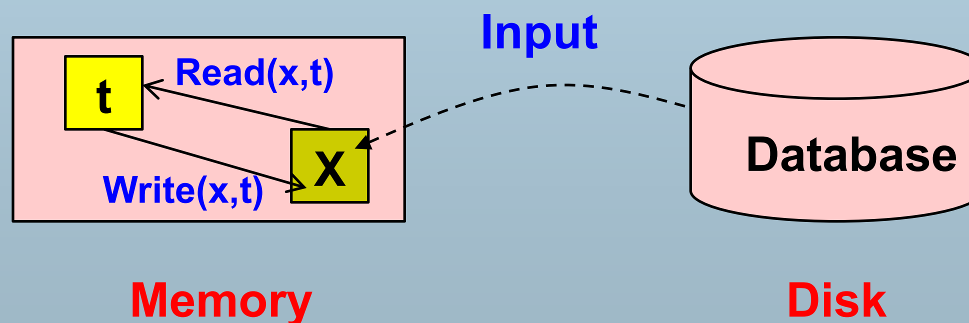
- **Read (x,t):** do input(x) if necessary
  t ← value of x in buffer
- **Write (x,t):** do input(x) if necessary
  value of x in buffer ← t

3、事务的原语操作

- Input (x)
- Output (x)



- Read (x,t)
- Write (x,t)



4、事务例子

A bank transfer

T_1: Read (A,t);
t ← t －100;
Write (A,t);
Read (B,t);
t ← t + 100;
Write (B,t);
Output (A);
Output (B);

In general:
T1: r1(A)w1(A)r1(B)w1(B)

5、SQL对事务的支持

- SQL标准提供了三个语句，允许应用程序声明事务和控制事务
  - Begin Transaction
  - Commit Transaction
  - Rollback Transaction
- Oracle
  - Commit或Commit Work
  - Rollback或Rollback Work
  - 没有Begin Transaction语句，一旦连接数据库建立会话，就认为是一个事务的开始

Oracle中的事务设置

```
SQL>set autocommit＝on
--设置为每次语句执行都自动Commit
SQL>set autocommit=off
SQL>update student set age=age-1;
SQL>rollback; -- 取消前面的更新操作
SQL>update student set age=age-1;
SQL>commit; --提交，修改生效不能再回退
```

Oracle PL/SQL中使用事务

- 若在程序中使用了Rollback或Commit，则自动将Rollback或Commit之前的操作视为事务。

```
Create or Replace Procedure Transfer
(sender varchar2, receiver varchar2, amount number, val varchar2)
AS
    a Number:=0;
    b Number:=0;
    exp Exception;
Begin
    Select balance into a Where ID=sender;
    Select count(*) Into b From accounts where ID=receiver and name=val;
    If a<=amount or b=0 then
        Rollback;
    Else
        Update account Set balance=balance+100 where ID='B';
        Update account Set balance=balance-100 where ID='A';
    End If
    Commit;
End;
```

三、数据库系统故障分析

- Consistency of DB 可能由于故障而被破坏
  - 事务故障
  - 介质故障
  - 系统故障

1、事务故障

- 发生在单个事务内部的故障
  - 可预期的事务故障：即应用程序可以发现的故障，如转帐时余额不足。由应用程序处理
  - 非预期的事务故障：如运算溢出、死锁等，导致事务被异常中止。应用程序无法处理此类故障，由系统进行处理

可预期事务故障的处理

```
Create or Replace Procedure Transfer
(sender varchar2, receiver varchar2, amount number, val varchar2)
AS
   a Number:=0;
   b Number:=0;
   exp Exception;
Begin
   Select balance into a Where ID=sender;
   Select count(*) Into b From accounts where ID=receiver and name=val;
   If a<=amount or b=0 then
        Raise exp; --生成一个异常;
   Else
        Update account Set balance=balance+100 where ID=‘B’;
        Update account Set balance=balance-100 where ID=‘A’;
   End If
   Commit;
EXCEPTION
          When exp Then
               Rollback;
               Raise_Application_Error(-20001, ‘余额不足或接收方账号有误’);
End;
```

2、介质故障

- 硬故障（Hard Crash），一般指磁盘损坏
  - 导致磁盘数据丢失，破坏整个数据库

3、系统故障

- 系统故障：软故障（Soft Crash），由于OS、DBMS软件问题或断电等问题导致内存数据丢失，但磁盘数据仍在
  - 影响所有正在运行的事务，破坏事务状态，但不破坏整个数据库

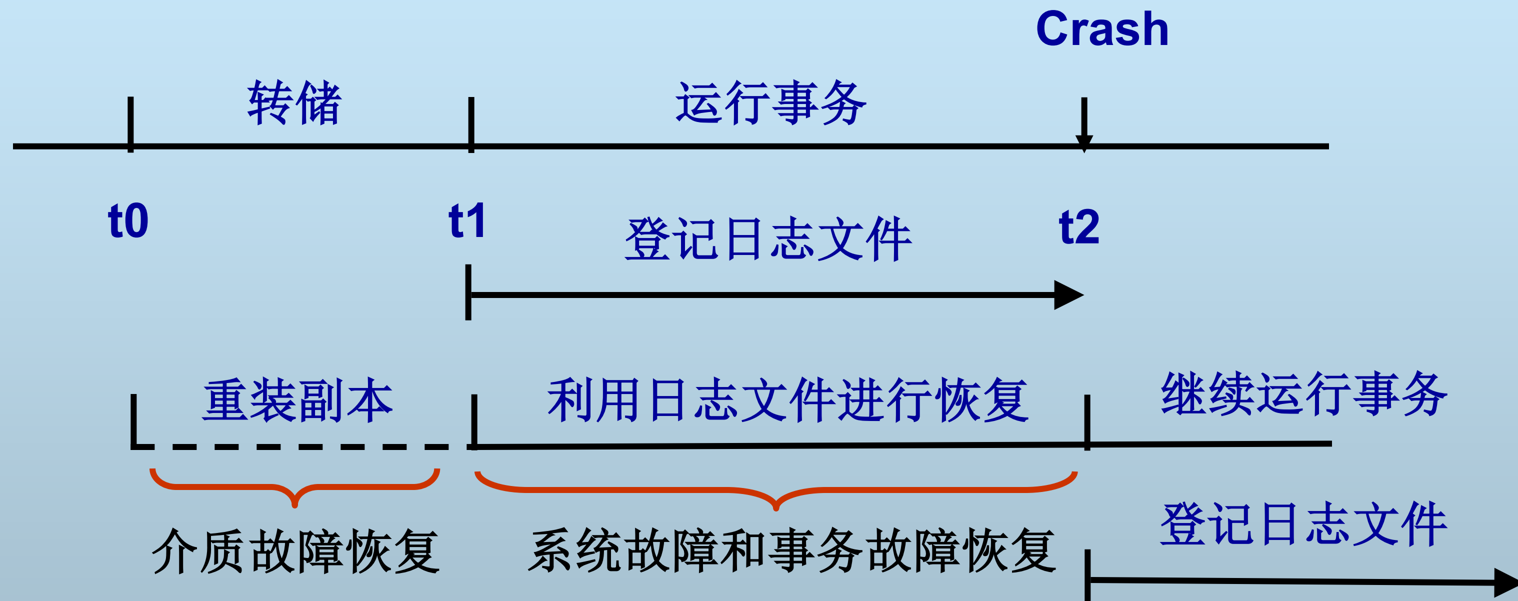
1. 未完成事务对数据库的更新可能已部分写入数据库
2. 已提交事务对数据库的更新可能还留在缓冲区没来得及写入数据库

4、数据库系统故障恢复策略

- 目的
  - 恢复DB到一致状态
- 基本原则
  - 冗余（Redundancy）
- 实现方法
  - 定期转储整个数据库
  - 建立事务日志 (log)
  - 通过备份和日志进行恢复

4、数据库系统故障恢复策略

The recovery process



当发生故障时：

（1）若是介质故障，则首先重装副本

（2）利用日志进行事务故障恢复和系统故障恢复，一直恢复到故障发生点

金培权（jpq@ustc.edu.cn）

四、Undo日志

- 事务日志记录了所有更新操作的具体细节
  - Undo日志、Redo日志、Undo/Redo日志
- 日志文件的登记严格按事务执行的时间次序
- Undo日志文件中的内容
  - 事务的开始标记（<Start T>）
  - 事务的结束标记（<Commit, T>或<Abort T>）
  - 事务的更新操作记录，一般包括以下内容
    - 执行操作的事务标识
    - 操作对象
    - 更新前值（插入为空）

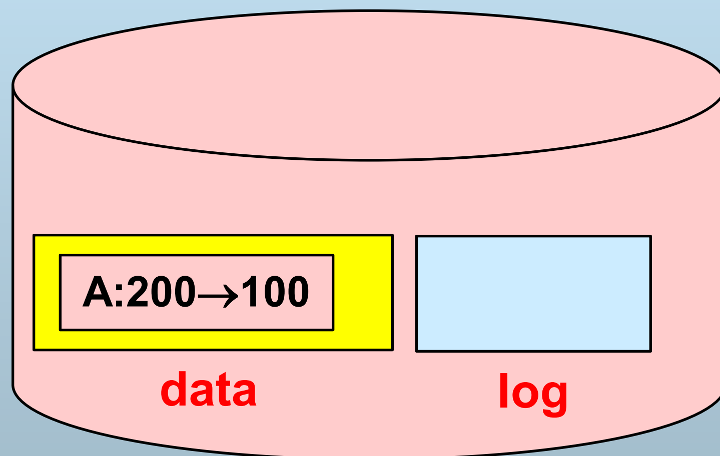
1、Undo日志规则

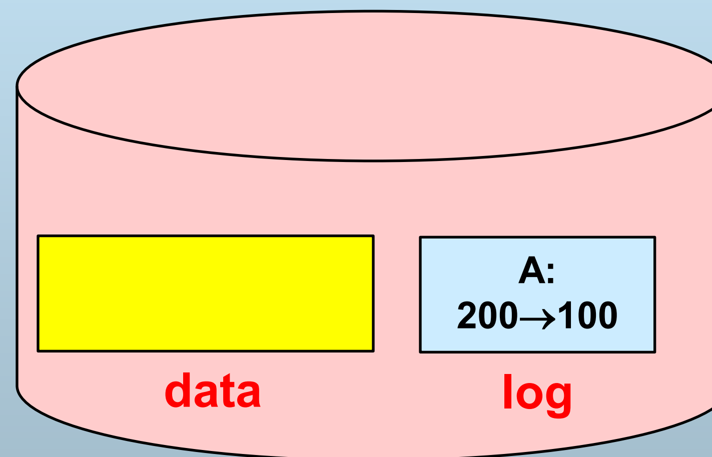
- 事务的每一个修改操作都生成一个日志记录 <T,x, old-value>
- 在x被写到磁盘之前，对应该修改的日志记录必须已被写到磁盘上
- 当事务的所有修改结果都已写入磁盘后，将 <Commit,T> 日志记录写到磁盘上

Write Ahead Logging (WAL日志) 先写日志

Why WAL?

- 每次写操作需要执行两次write
  - Write data
  - Write log

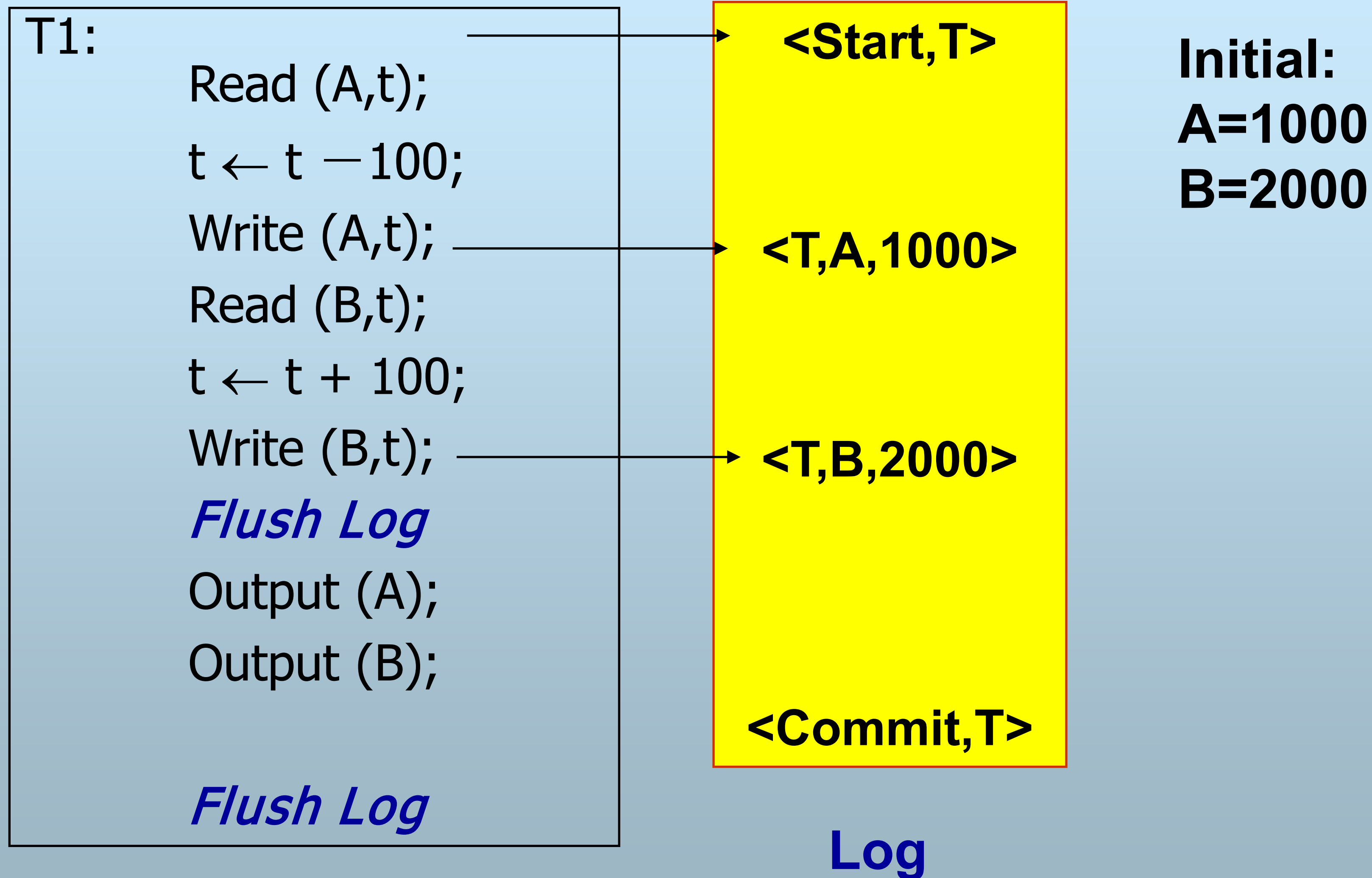




如果先写data后写log，一旦写log之前发生故障，DBMS无法恢复

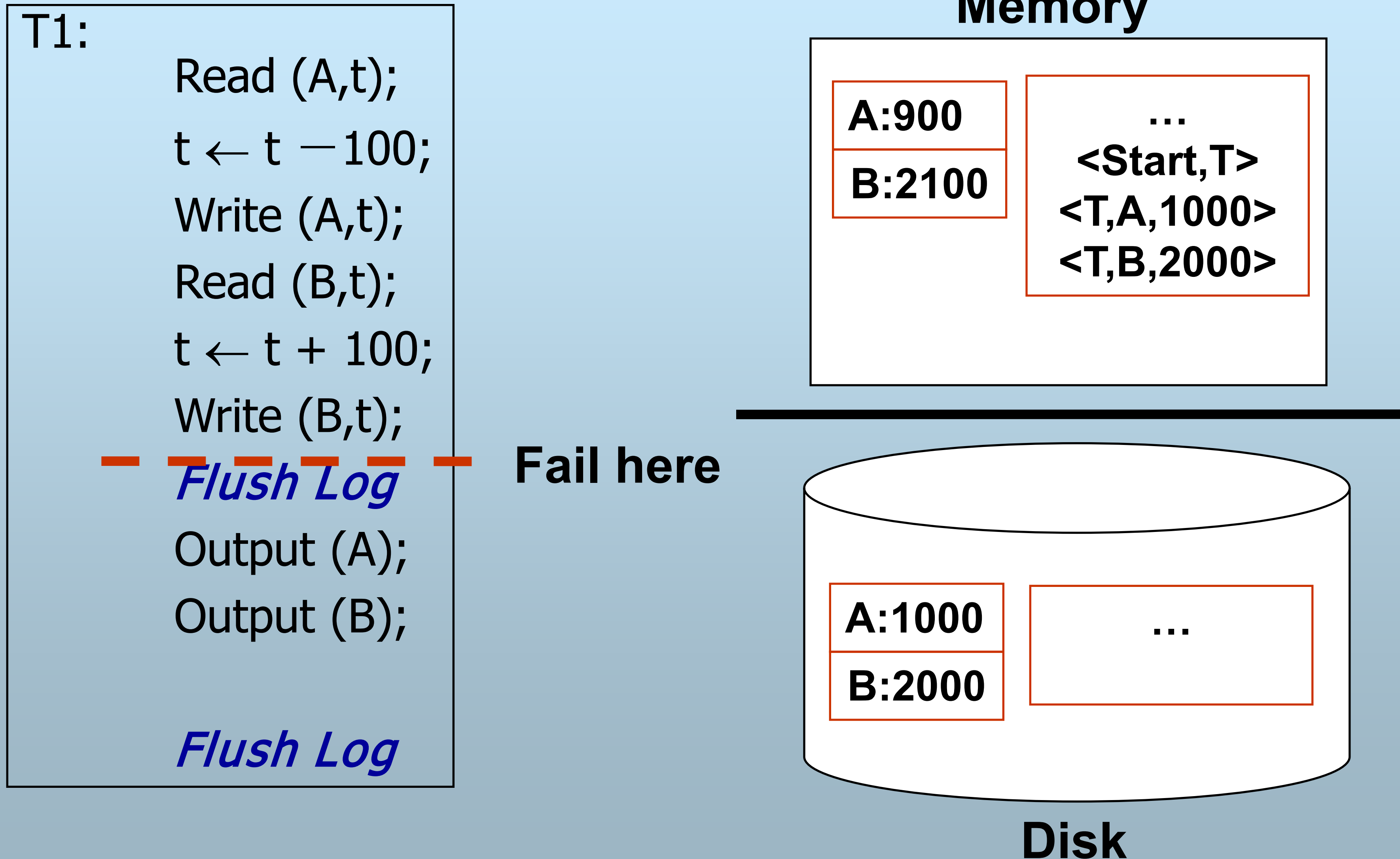
如果先写log后写data，即使写data之前发生故障，DBMS可以借助log知道此时数据库处于不一致状态并恢复

1、Undo日志规则

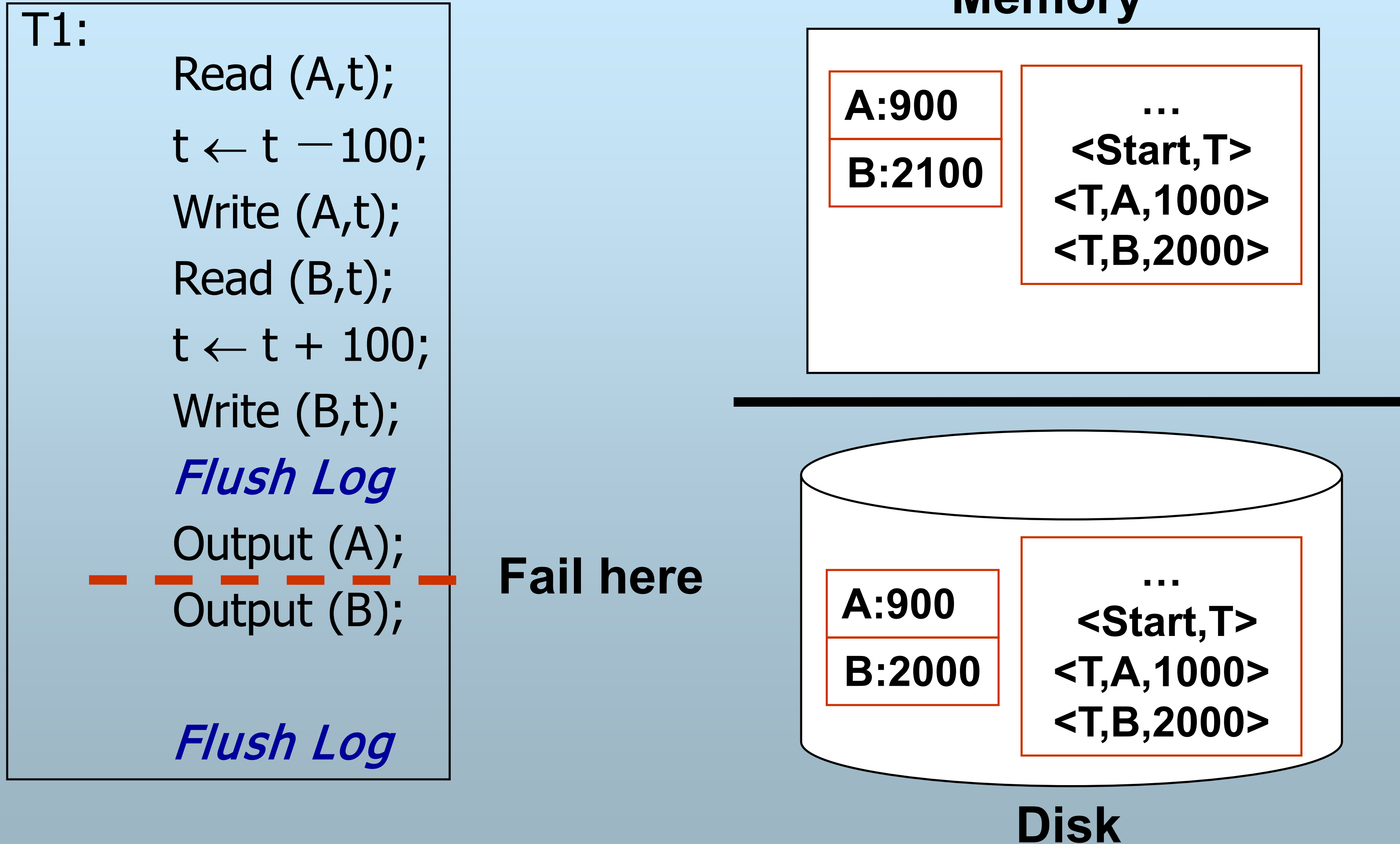


Initial:
A=1000
B=2000

1、Undo日志规则



1、Undo日志规则



1、Undo日志规则

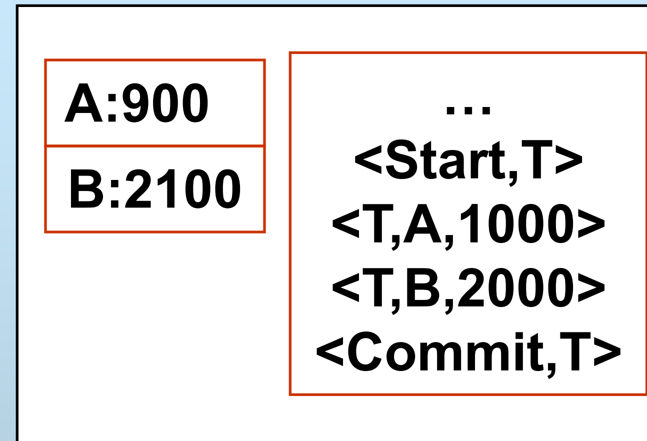
T1:

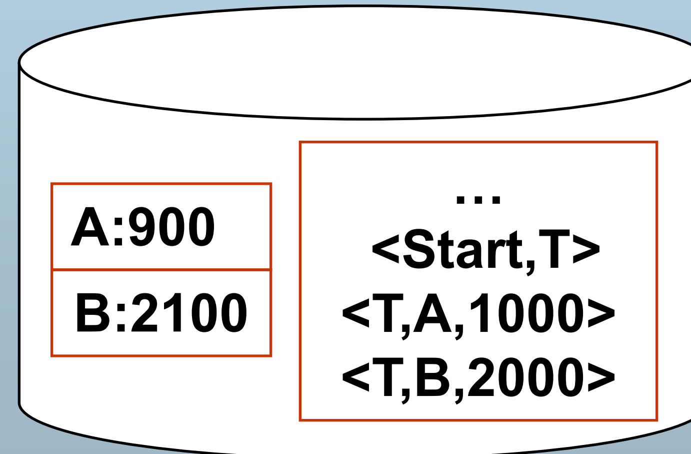
Read (A,t);
t ← t －100;
Write (A,t);
Read (B,t);
t ← t + 100;
Write (B,t);
Flush Log
Output (A);
Output (B);

Fail here

Flush Log

Memory





Disk

1、Undo日志规则

T1:

Read (A,t);

t ← t －100;

Write (A,t);

Read (B,t);

t ← t + 100;

Write (B,t);

Flush Log

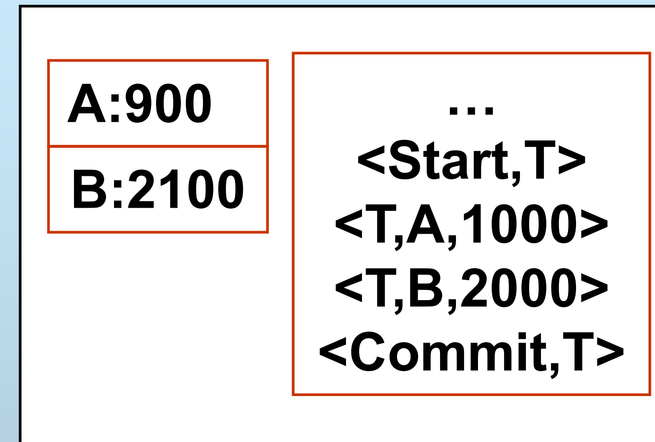
Output (A);

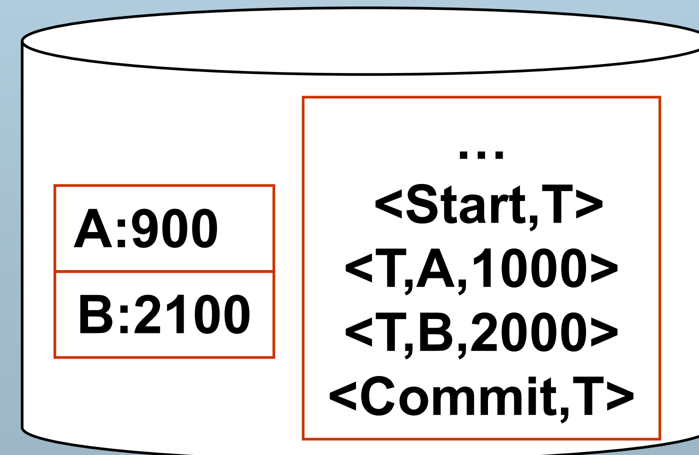
Output (B);

Flush Log

Success!

Memory





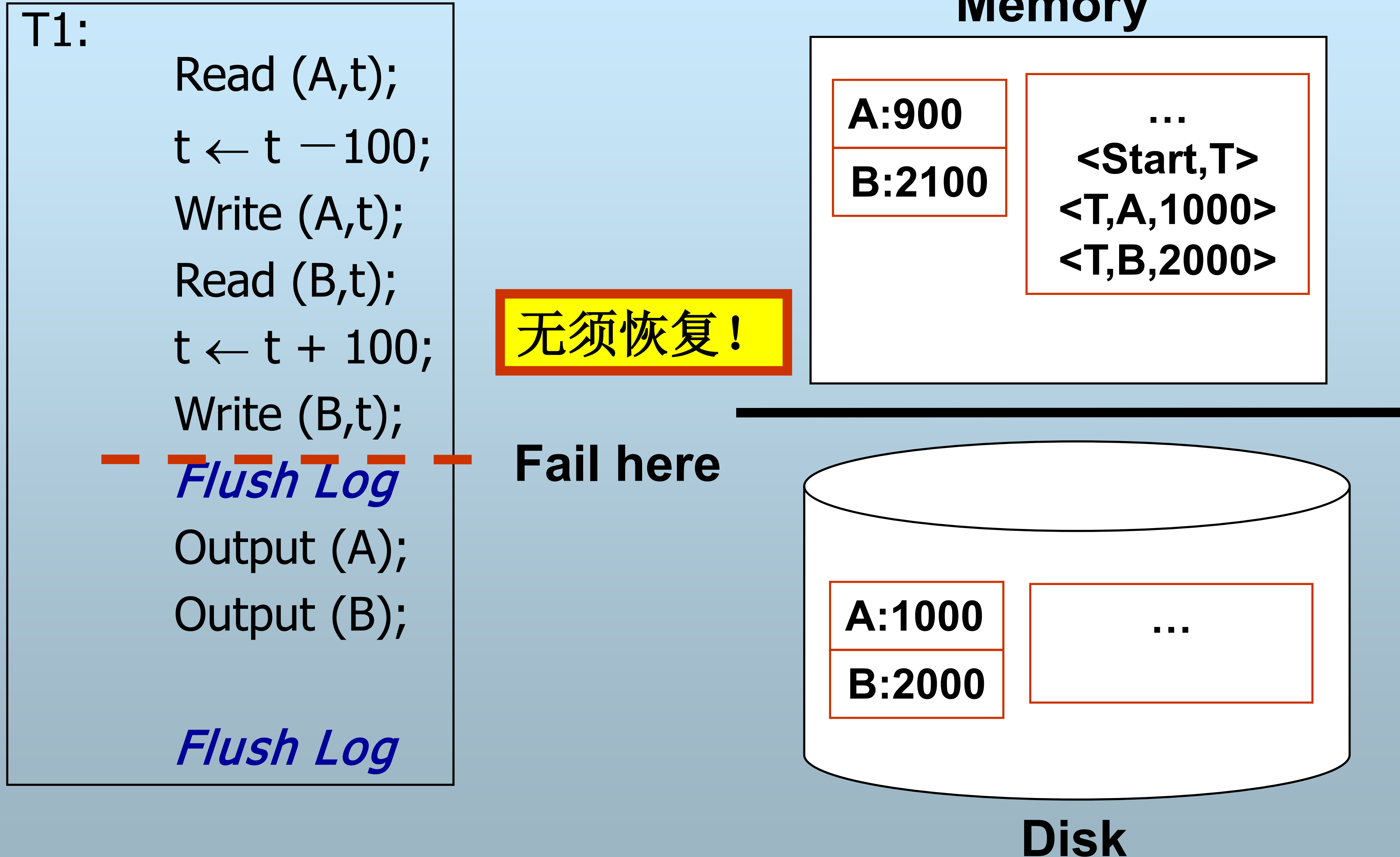
Disk

2、基于Undo日志的恢复

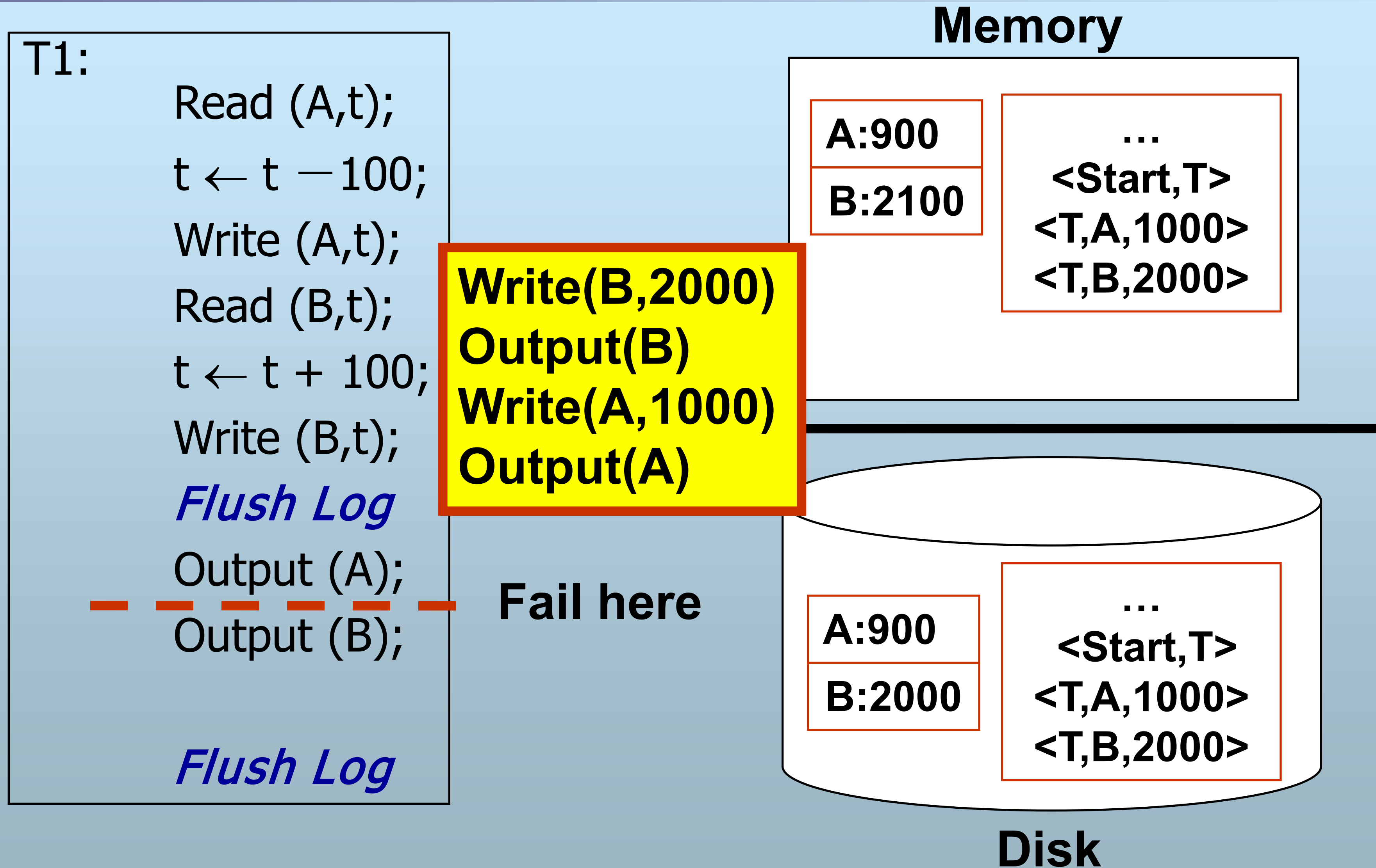
2、基于Undo日志的恢复

- 从头扫描日志，找出所有没有<Commit,T>或<Abort,T>的所有事务，放入一个事务列表L中
- 从尾部开始扫描日志记录<T,x,v>,如果T∈ L，则
  - write (X, v)
  - output (X)
- For each T∈ L do
  - write <Abort,T > to log

2、基于Undo日志的恢复



2、基于Undo日志的恢复



2、基于Undo日志的恢复

恢复后的Undo日志

<Start,T>
<T,A,1000>
<T,B,2000>
<Abort T>

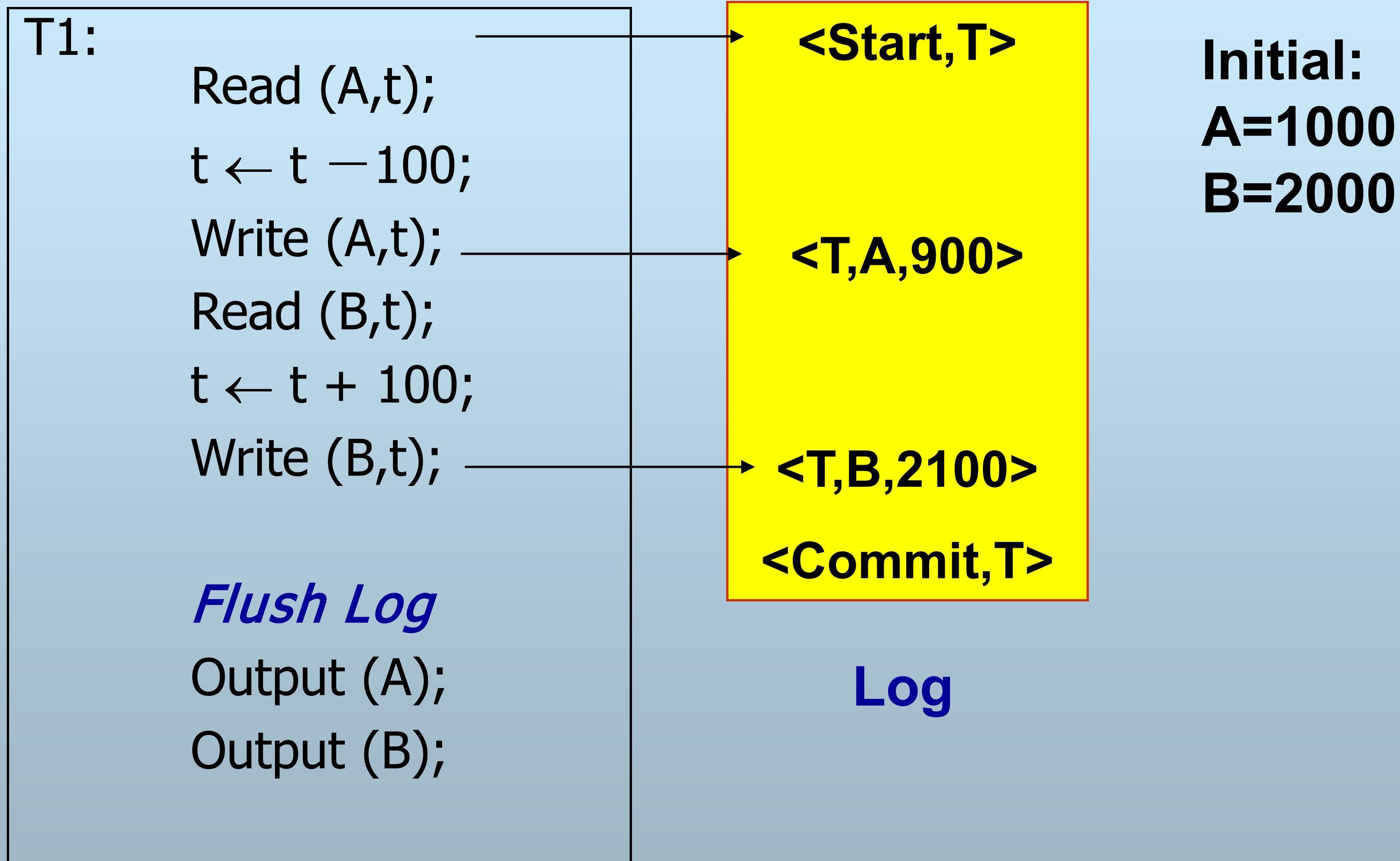
3、Undo日志总结

- <T,x,v>记录修改前的旧值
- 写入<Commit,T>之前必须先将数据写入磁盘
- 恢复时忽略已提交事务，只撤销未提交事务
  - 有<Commit,T>的事务肯定已写回磁盘

五、Redo日志

- 在x被写到磁盘之前，对应该修改的Redo日志记录必须已被写到磁盘上 (WAL)
- 在数据写回磁盘前**先写**<Commit,T>日志记录
- 日志中的数据修改记录
  - <T, x, *v*> - - Now *v* is the new value

1、Redo日志规则



Initial:
A=1000
B=2000

1、Redo日志规则

T1:

Read (A,t);

t ← t − 100;

Write (A,t);

Read (B,t);

t ← t + 100;

Write (B,t);

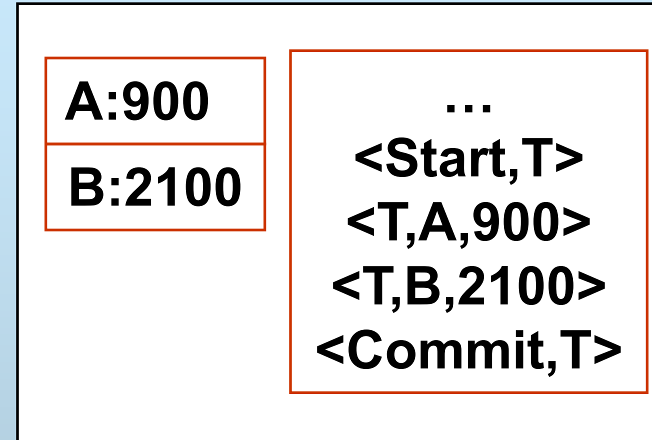
Flush Log

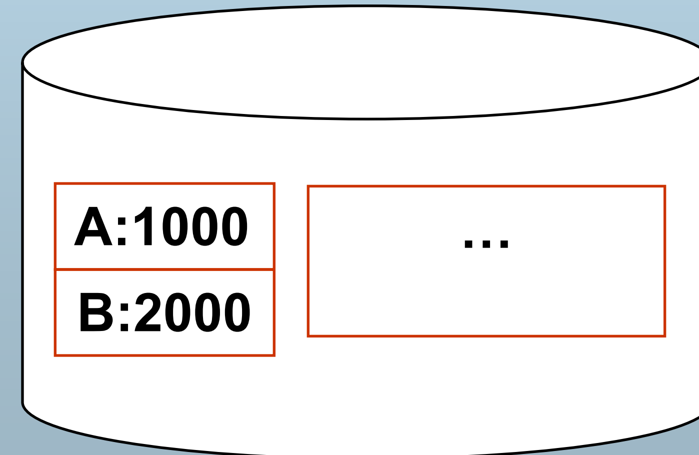
Output (A);

Output (B);

Fail here

Memory



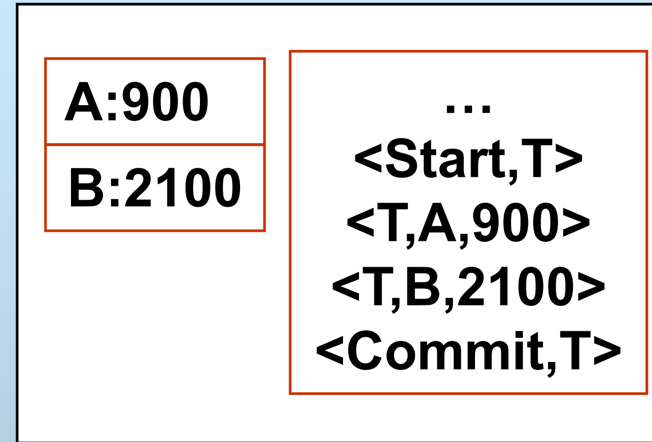


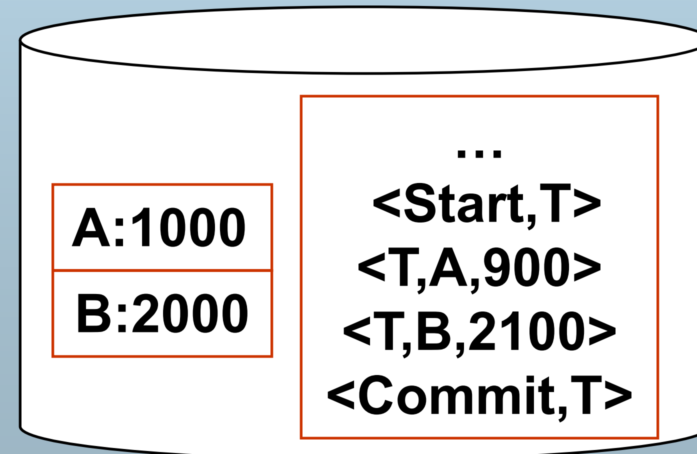
Disk

1、Redo日志规则

T1:
Read (A,t);
t ← t －100;
Write (A,t);
Read (B,t);
t ← t + 100;
Write (B,t);
Flush Log
Output (A);
Output (B);

Fail here





Disk

1、Redo日志规则

T1:

Read (A,t);

t ← t －100;

Write (A,t);

Read (B,t);

t ← t + 100;

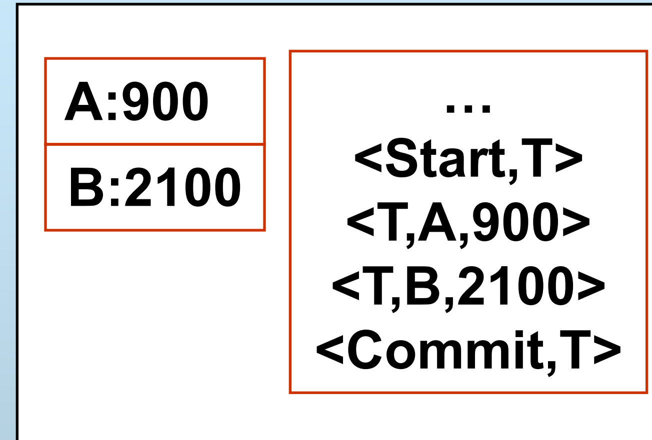
Write (B,t);

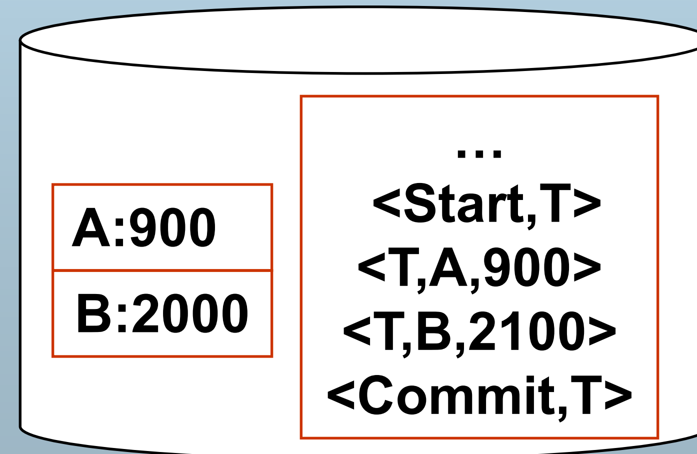
Flush Log

Output (A);

Output (B);

Fail here





Disk

金培权（jpq@ustc.edu.cn）

1、Redo日志规则

T1:

Read (A,t);

t ← t －100;

Write (A,t);

Read (B,t);

t ← t + 100;

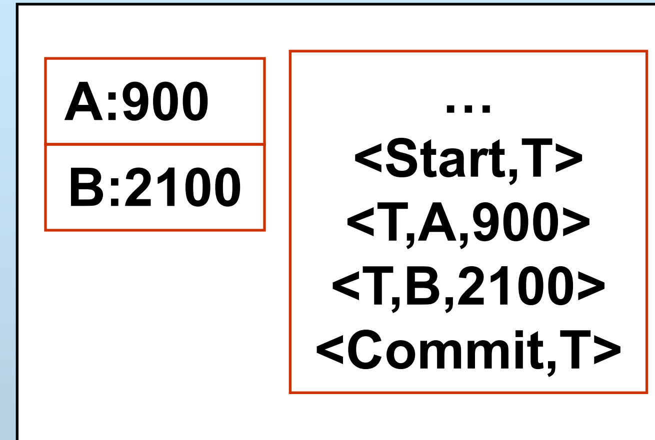
Write (B,t);

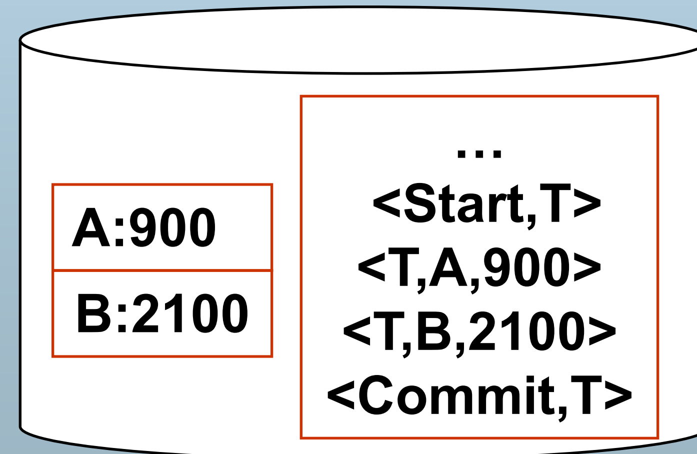
Flush Log

Output (A);

Output (B);

Fail here





Disk

金培权（jpq@ustc.edu.cn）

2、基于Redo日志的恢复

- 从头扫描日志，找出所有有<Commit,T>的事务，放入一个事务列表L中
- 从首部开始扫描日志记录<T,x,v>,如果T∈ L，则
  - **write (X, v)**
  - **output (X)**
- For each T∈ L do
  - **write <Abort,T > to log**

2、基于Redo日志的恢复

- 恢复的基础
  - 没有<Commit,T>记录的操作必定没有改写磁盘数据，因此在恢复时可以不理会
    - Differ from Undo logging
  - 有<Commit,T>记录的结果可能还未写回磁盘，因此在恢复时要Redo
    - Still differ from Undo logging

Undo vs. Redo

Undo: 立即更新（乐观）

```
T1:
    Read (A,t);
    t ← t －100;
    Write (A,t);
    Output (A);
    Read (B,t);
    t ← t + 100;
    Write (B,t);
    Output (B);
```

内存代价小

恢复代价高

Redo: 延迟更新（悲观）

```
T1:
    Read (A,t);
    t ← t －100;
    Write (A,t);
    Read (B,t);
    t ← t + 100;
    Write (B,t);
    Output (A);
    Output (B);
```

恢复代价小

内存代价高

六、Undo/Redo日志

- 在x被写到磁盘之前，对应该修改的日志记录必须已被写到磁盘上 (WAL)
- 日志中的数据修改记录
  - <T, x, *v*, *w*>
    - - v is the old value, w is the new value

1、基于Undo/Redo日志的恢复

- 正向扫描日志，将<commit>的事务放入Redo列表中，将没有结束的事务放入Undo列表
- 反向扫描日志，对于<T,x,v,w>，若T在Undo列表中，则
  - Write(x,v); Output(x)
- 正向扫描日志，对于<T,x,v,w>，若T在Redo列表中，则
  - Write(x,w)； Output(x)
- 对于Undo列表中的T，写入<abort,T>

1、基于Undo/Redo日志的恢复

发生故障时的日志

<Start,T1>

<T1,B,2000,1900>

<Start,T2>

<T2,A,1000,900>

<Commit,T1>

<Start,T3>

<T3,C,3000,2000>

<T3,B,1900,1800>

<Commit,T2>

<Start,T4>

<T4,D,1000,1200>

1. Undo列表 {T3,T4}; Redo {T1,T2}
2. Undo
   T4: D=1000
   T3: B=1900
   T3: C=3000
3. Redo
   T1:B=1900
   T2:A=900
4. Write log
   <Abort,T3>
   <Abort,T4>

1、基于Undo/Redo日志的恢复

- **先Undo后Redo**

发生故障时的日志

<Start,T1>

<Start,T2>

<T1,A,1000,1200>

<T2,A,1000,1100>

< Commit,T2>

T1要UNDO，T2要REDO

如果先REDO，则A＝1100；然后再UNDO，A＝1000。不正确

先UNDO，A＝1000；然后REDO，A＝1100。正确

七、检查点(checkpoint)

- 当系统故障发生时，必须扫描日志。需要搜索整个日志来确定UNDO列表和REDO列表
  - 搜索过程太耗时，因为日志文件增长很快
  - 会导致最后产生的REDO列表很大，使恢复过程变得很长

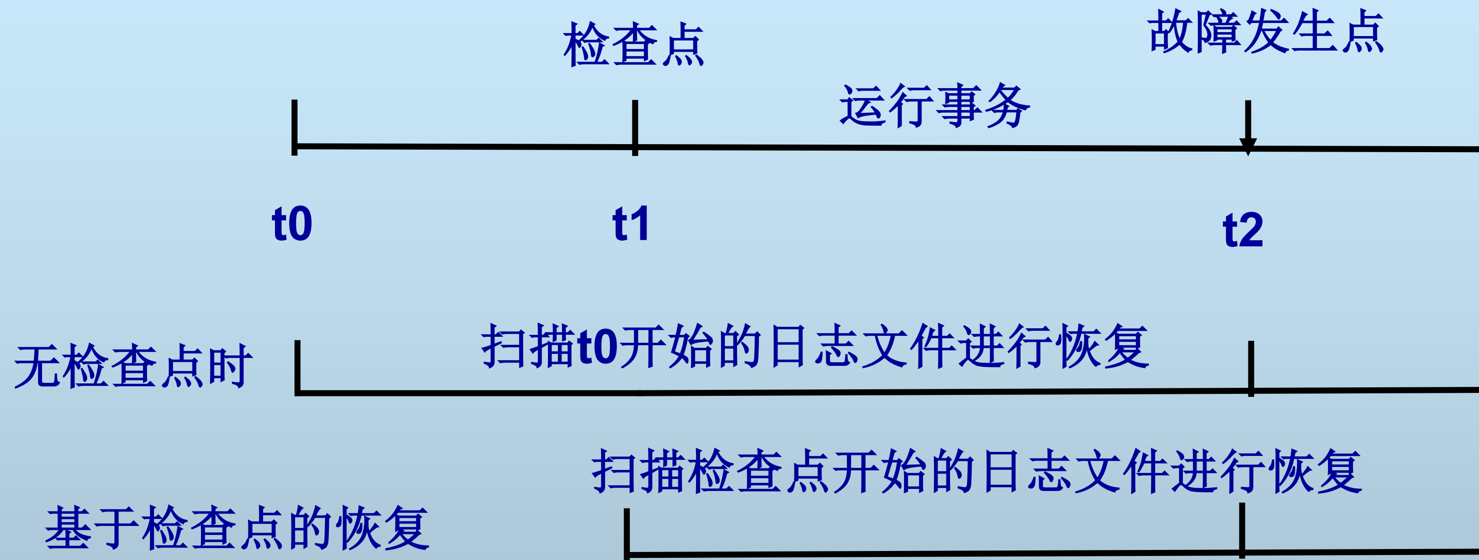
金培权（jpq@ustc.edu.cn）

1、simple checkpoint

Periodically:

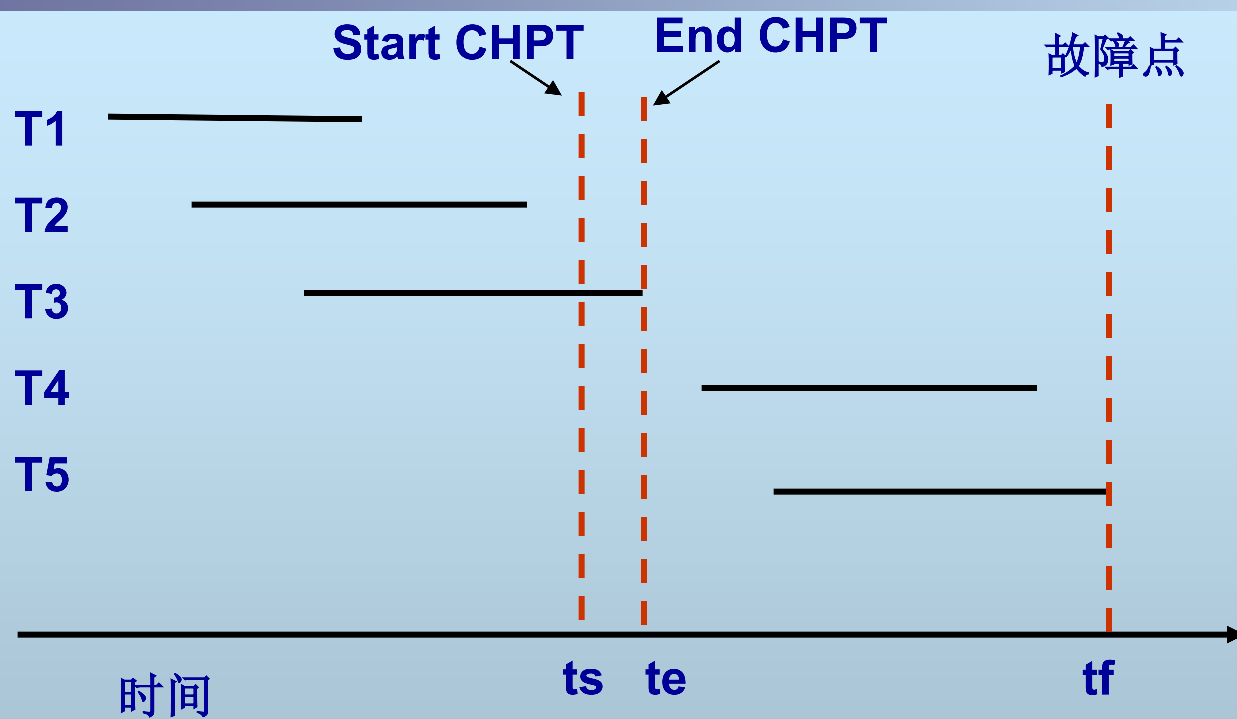
(1) Do not accept new transactions
(2) Wait until all transactions finish (commit/abort)
(3) Flush all log records to disk (log)
(4) Flush all buffers to disk (DB)
(5) Write "checkpoint" record on disk (log)
(6) Resume transaction processing

2、checkpoint-based recovery



检查点技术保证检查点之前的所有commit操作的结果已写回数据库，在恢复时不需REDO

2、checkpoint-based recovery



恢复时：UNDO＝{T5}, REDO＝{T4}

T1和T3由于在检查点之前已Commit，因此不需要REDO

Log

<start,T1>
…
<start,T2>
…
<start,T3>
…
<commit,T1>
…
<abort,T2>
…
<commit,T3>
<checkpoint>
<start,T4>
…
<start,T5>
…
<commit,T4>
…

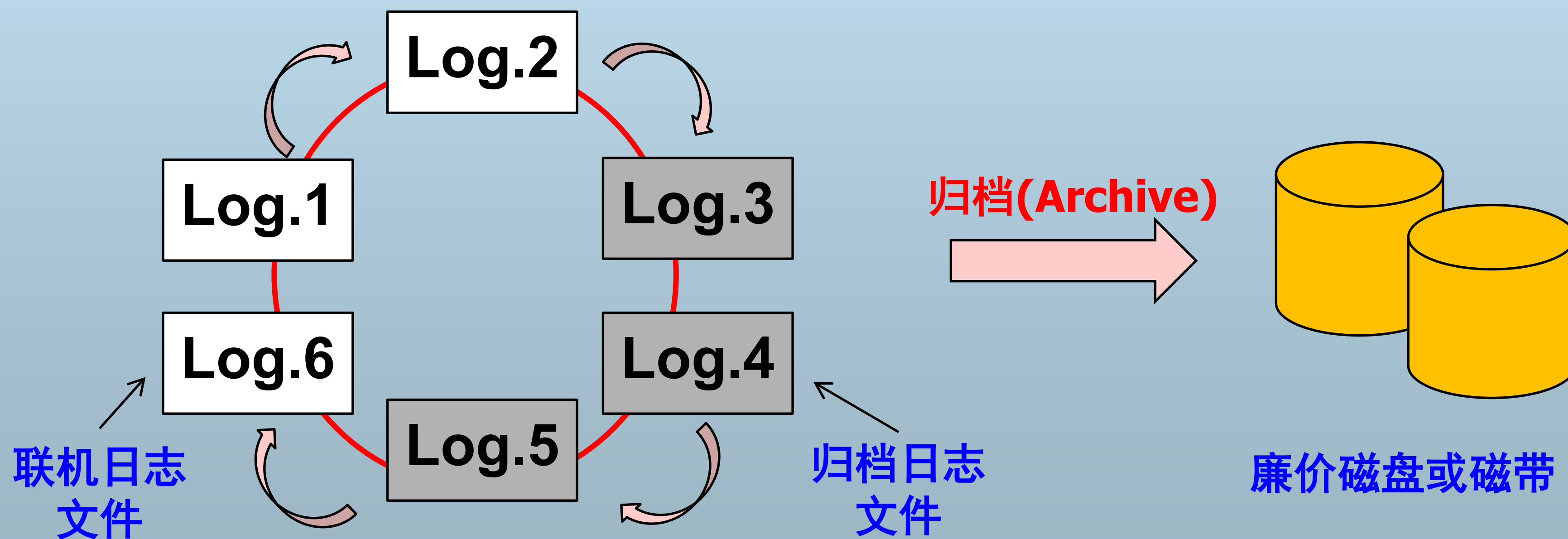
2、checkpoint-based recovery

- **If new transactions are allowed to start during a checkpoint**
  - **Non-quiescent checkpoint (非静止检查点)**
  - **See textbook 17.2.5,17.3.3,17.4.3**

金培权（jpq@ustc.edu.cn）

八、日志轮转技术

- 数据库日志产生很快，会占用很多的磁盘存储。但大部分日志随时间推移实际上已经失效了
- 采用Log Rotation节省存储



本章小结

- 数据库的一致性
- 事务的状态及原语操作
- 数据库系统故障类型
- 基于Undo日志的恢复过程
- 基于Redo日志的恢复
- 基于Undo/Redo日志的恢复
- 基于Checkpoint的恢复
- 日志轮转

金培权（jpq@ustc.edu.cn）