第11章 事务与恢复

金培权（jpq@ustc.edu.cn）

课程知识结构

Chp.1 数据库系统概述

Chp.2 数据库系统体系结构

Chp.3 关系数据模型

Chp.9 完整性

Chp.4 SQL

Chp.6 关系数据库模式设计

Chp.10 安全性

Chp.5 PL/SQL

Chp.11 事务与恢复

Chp.7 数据库设计

Chp.12 并发控制

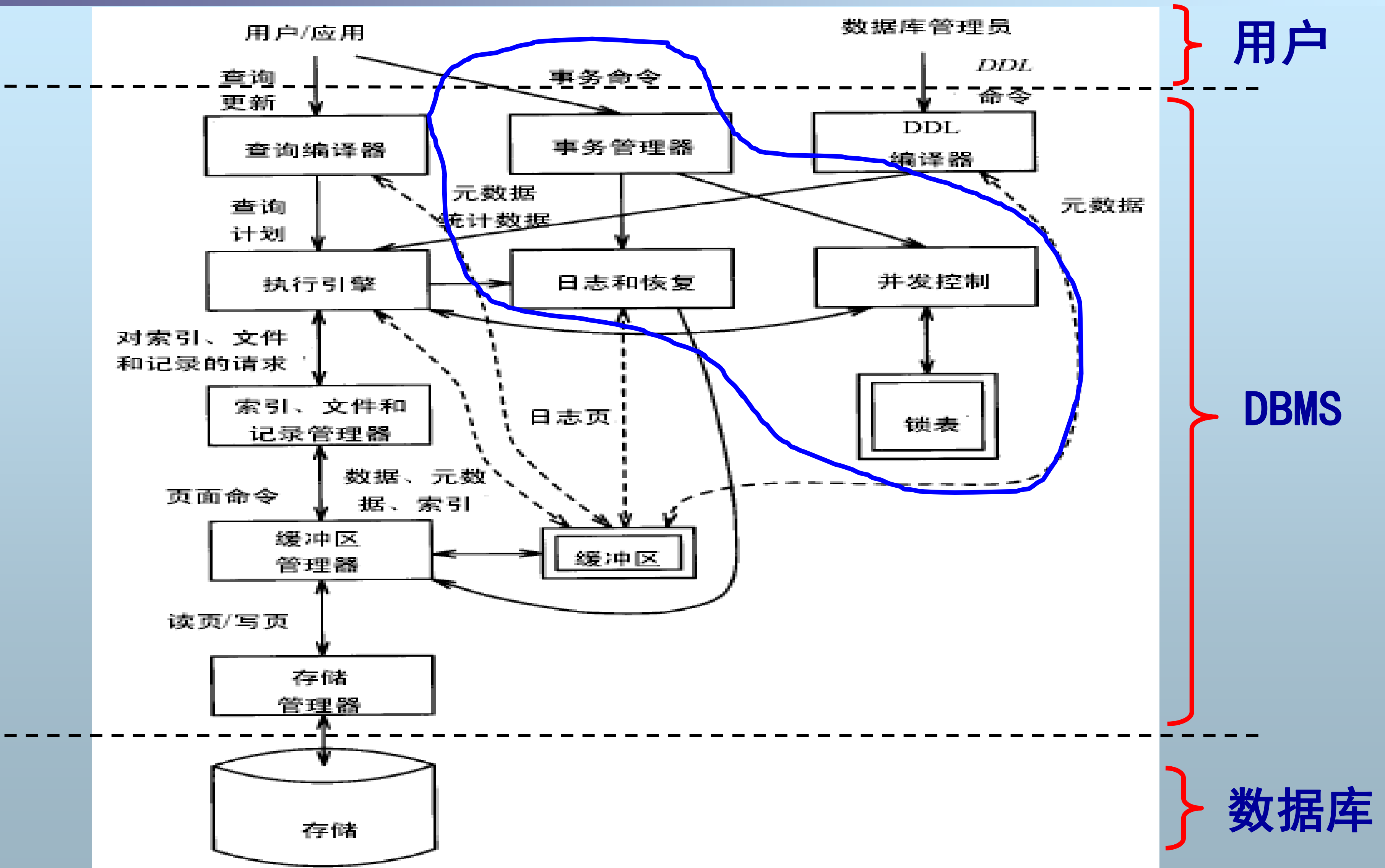
Chp.8 数据库应用开发

Chp.13 高级主题

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
  - 完整性控制技术
    - Enable constraints
  - 安全性控制技术
    - Authorization and authentication
  - 数据库的恢复技术
    - Deal with failure
  - 并发控制技术
    - Deal with data sharing

DBMS架构


用户/应用
数据库管理员
查询
更新
事务命令
DDL
命令
查询编译器
事务管理器
DDL
编译器
查询
计划
元数据
统计数据
元数据
执行引擎
日志和恢复
并发控制
对索引、文件
和记录的请求
锁表
索引、文件和
记录管理器
日志页
数据、元数
据、索引
页面命令
缓冲区
管理器
缓冲区
读页/写页
存储
管理器
存储
用户
DBMS
数据库

主要内容

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

一、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
    - 事务是不可分的原子，其中的操作要么都做，要么都不做
  - 一致性 Consistency
    - 事务的执行保证数据库从一个一致状态转到另一个一致状态
  - 隔离性 Isolation
    - 多个事务一起执行时相互独立
  - 持久性 Durability
    - 事务一旦成功提交，就在数据库永久保存

2、事务的状态 [in logs]

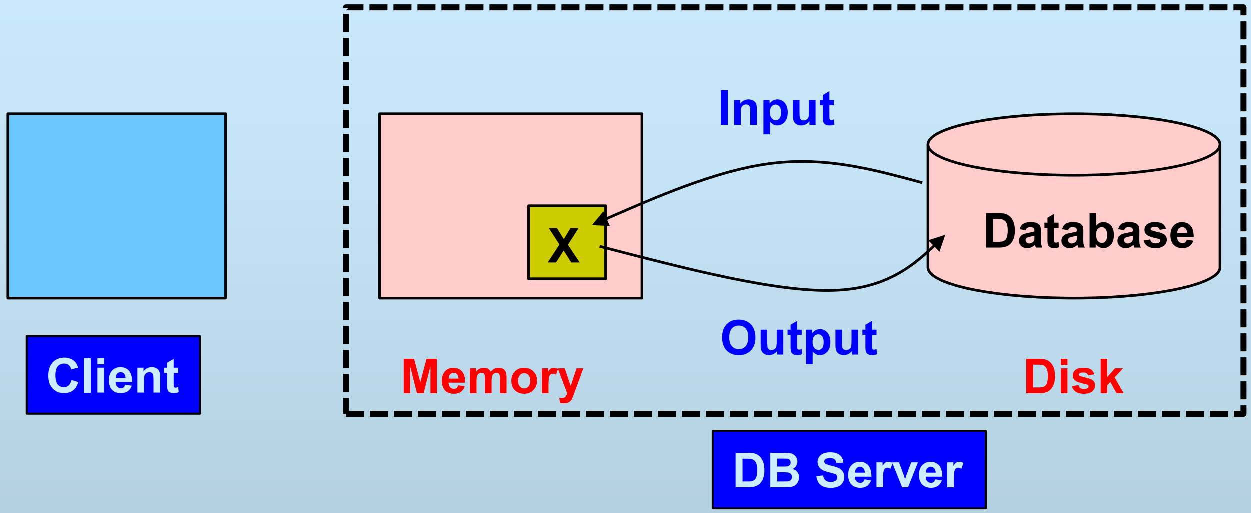
- <Start T>
  - Transaction T has started
- <Commit T>
  - T has finished successfully and all modifications are reflected to disks
- <Abort T>
  - T has been terminated and all modifications have been canceled

3、事务的原语操作

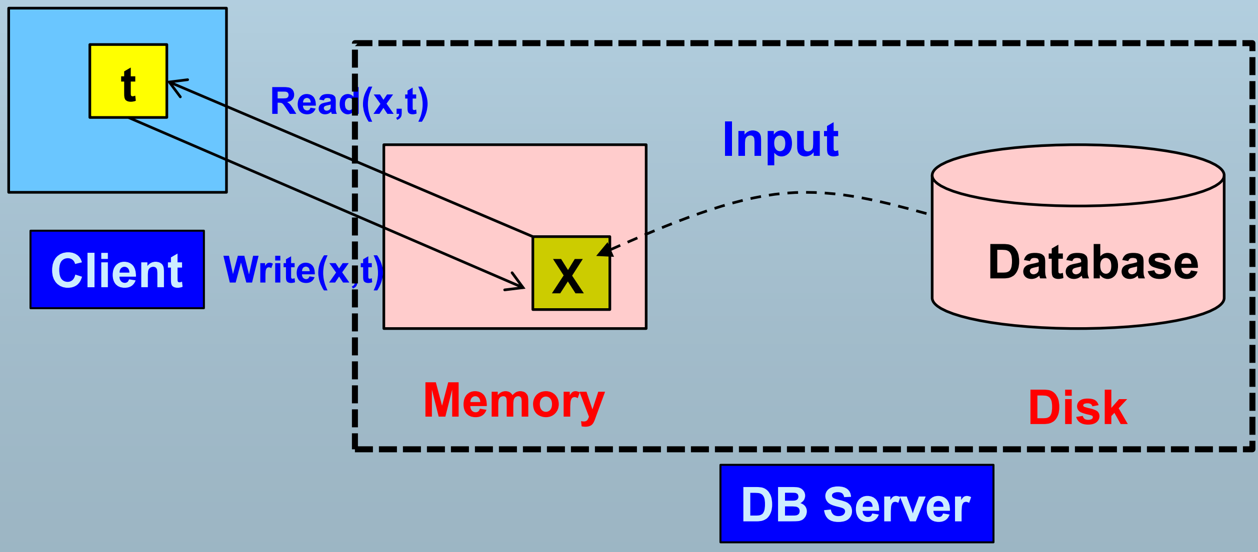
- **Input (x):** disk block with x → memory
- **Output (x):** buffer block with x → disk
- **Read (x,t):** do input(x) if necessary
  t ← value of x in buffer
- **Write (x,t):** do input(x) if necessary
  value of x in buffer ← t

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);

$t \leftarrow t - 100;$

Write (A,t);

Read (B,t);

$t \leftarrow t + 100;$

Write (B,t);

Output (A);

Output (B);

- 这两个操作是**Client**端的本地操作，**DBMS**的事务管理器实际上是不知道这些操作的。
- 此处只为了便于理解事务

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

6、Oracle SQL Plus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
```

7、存储过程中使用事务

```
CREATE  PROCEDURE Transfer (sender IN varchar2,  receiver IN varchar2, amount IN number)
AS
    a Number:=0;
    exp Exception;
BEGIN
    Update account Set balance=balance-amount  Where ID=sender;
    Select count(*) Into a From accounts where ID=receiver; -- 是否存在
    If a=0 then
          raise exp; --生成一个异常
    Else
          Update account Set balance=balance+amount where ID=receiver;
    End If
    Commit;
EXCEPTION
    When exp Then
        Rollback;
        raise_application_error(-20001, ‘收款账号不存在’);
END;
```

8、ADO中使用事务编程

- 回顾：Connection对象主要的方法
  - Open，Close
  - Execute ‘可执行SQL语句
  - BeginTrans，CommitTrans，RollbackTrans ‘用于事务编程
- 示例

```
Dim cnn as New ADODB.Connection
Cnn.Connectstring= "Provider=OraOLEDB.Oracle; Data Source=ORCL; User ID=users;Password=abcd;"
Cnn.CursorLocation=adUseClient
Cnn.Open
```

8、ADO中使用事务编程

```
cnn.Open
On Error Goto RollbackAll
cnn.BeginTrans – 此连接下的所有操作现在开始都属于一个事务
Dim rst1, rst2 as New ADODB.Recordset  --执行记录的增删改
rst1.Open “account”, cnn, adUseClient, adOpenKeyset, adLockOptimistic, adCmdTable
rst1.AddNew --增加一个新的账户
……
rst2.Open “summary”, cnn, adUseClient, adOpenKeyset, adLockOptimistic, adCmdTable
…… --更新关联的summary表
-- 当发生任何预期错误时，RollbackTrans
If rst2.EOF and rst2.BOF Then
   Goto RollbackAll
End If
……
cnn.CommitTrans --成功到达事务尾部时，提交事务
cnn.Close
RollbackAll:  -- Rollback事务的操作统一进行处理
   cnn.RollbackTrans
   cnn.Close
```

二、数据库的一致性和正确性

- **一致性 (Consistency)**
- **正确性 (Correctness)**

1、Consistency

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}

1、Consistency

- <u>**Consistent state:**</u> **satisfies all integrity constraints**
- <u>**Consistent DB:**</u> **DB in consistent state**

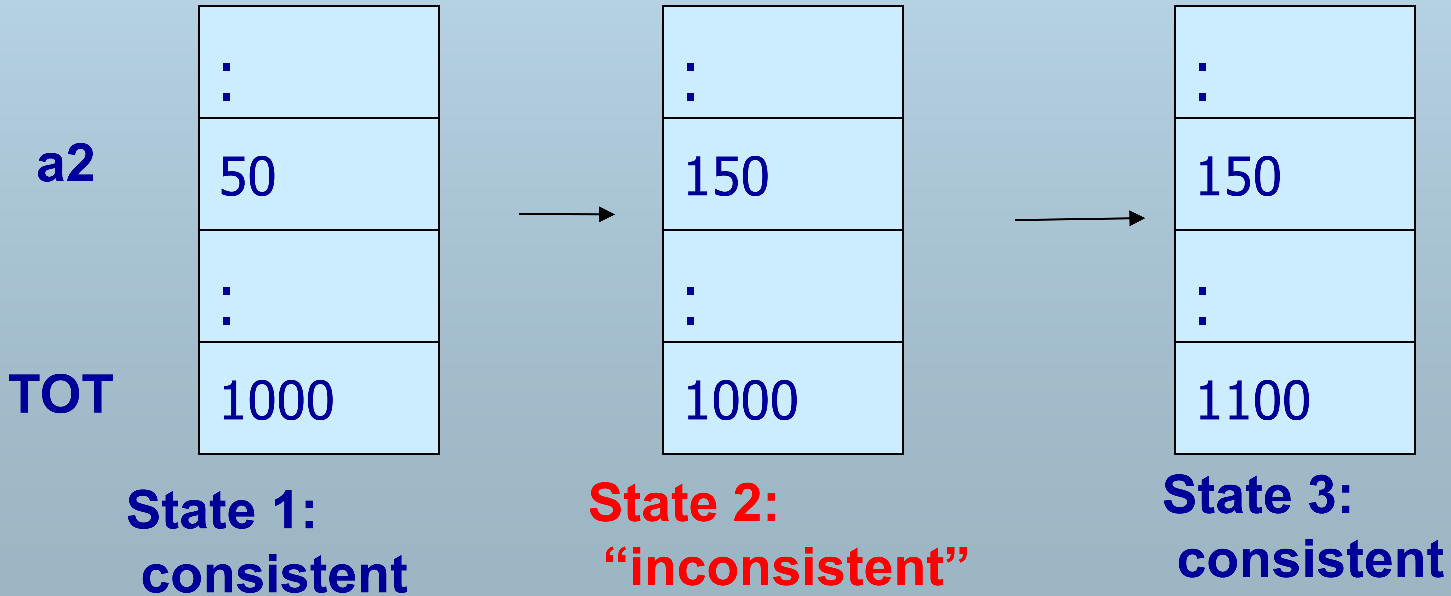
1、Consistency

- **DB will not always satisfy constraints**

<u>Example:</u> a1 + a2 +…. an = TOT (constraint)

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

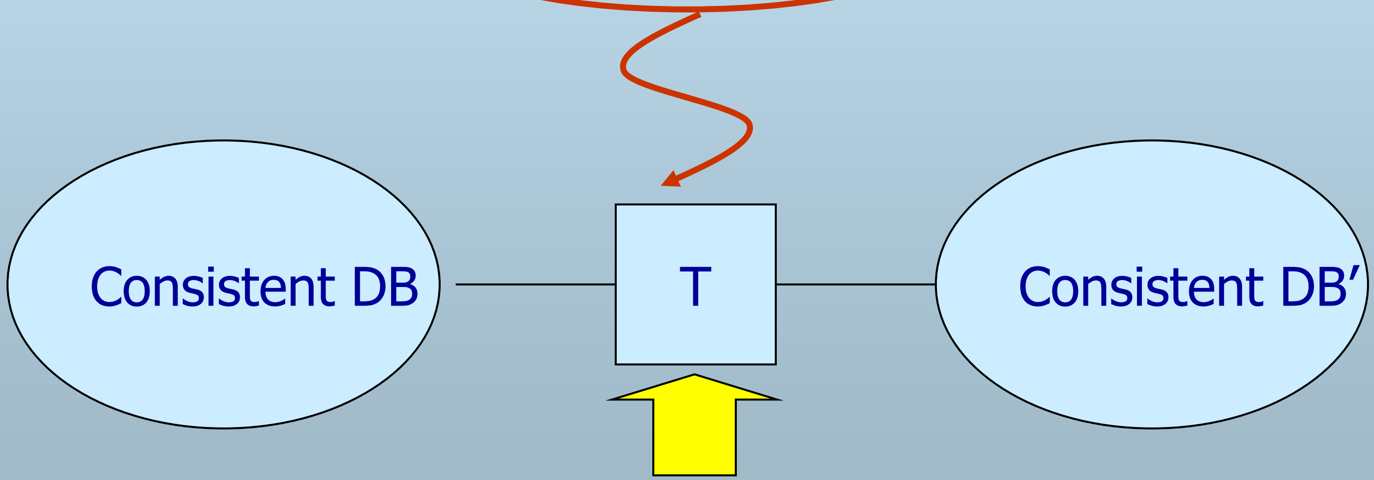
TOT ← TOT + 100



1、Consistency

Consistency of Transaction

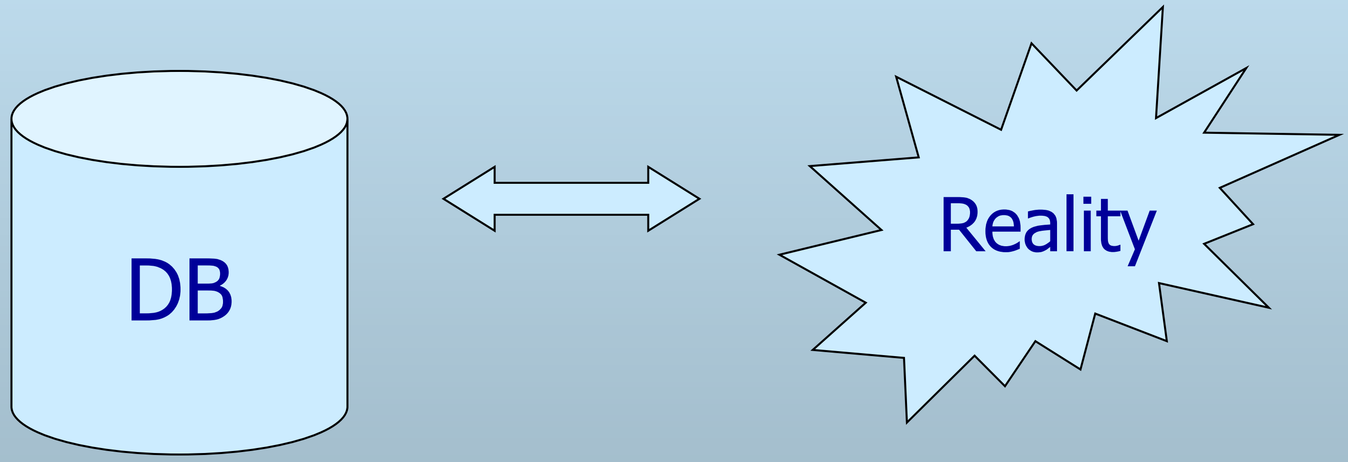
- **事务的ACID性质**
  - **Atomicity, Consistency, Isolation, Durability**



但事务内部允许不保证DB的一致性

2、Correctness

DB should reflect real world



2、Correctness

DB should reflect real world

Example：A telephone number

63600110 —— Correct

abcdefgh—— Not correct

Can be preserved by explicit constraints！

CHECK (tel LIKE '[1-9][0-9][0-9][0-9][0-9][0-9][0-9][0-9]')

2、Correctness

DB should reflect real world

Example：A telephone number

63600110 —— Correct

90000000 —— Is it correct？

Not correct in reality, but can DB know this?

Answer: NO!

2、Correctness

- **Correctness of DB ≠ Correctness of reality**

Correctness of DB

如果数据库在事务开始执行时是一致的，并且事务执行结束后数据库仍处于一致状态，则数据库满足正确性.

Consistency of DB + ACID of transaction

Correctness of DB

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

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

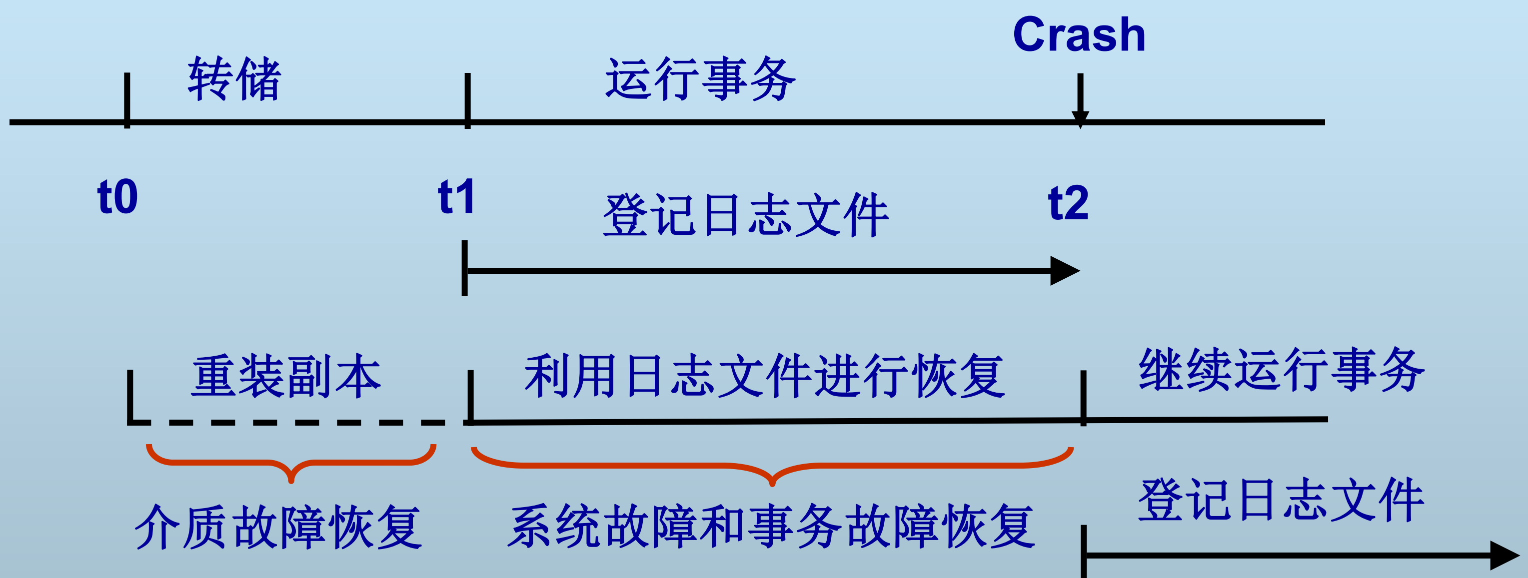
- 系统故障：软故障（Soft Crash），由于OS、DBMS软件问题或断电等问题导致内存数据丢失，但磁盘数据仍在
  - 影响所有正在运行的事务，破坏事务状态，但不破坏整个数据库

4、数据库系统故障恢复策略

- 目的
  - 恢复DB到最近的一致状态
- 基本原则
  - 冗余（Redundancy）
- 实现方法
  - 定期备份整个数据库
  - 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

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，对应此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) 先写日志

先写日志(Write-Ahead Log)原则

- 在数据被写到磁盘之前，对应此修改的日志记录必须已被写到磁盘上

先写日志

<T1, Begin Transaction>

<T1,A,1000,900>

后写日志

<T1, Begin Transaction>

设T1将A修改为900时发生故障。设此时900已写到数据库，但还未来得及写到日志中。

根据恢复策略，T1在恢复应UNDO，但此时由于后写日志，A的更新操作在日志中没有记录，因此无法将A恢复到1000

如果先写日志，则即使没有写到数据库中，也只不过多执行一次UNDO操作，不会影响数据库的一致性。

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

<Start,T>

<T,A,1000>

<T,B,2000>

<Commit,T>

Log

Initial:
A=1000
B=2000

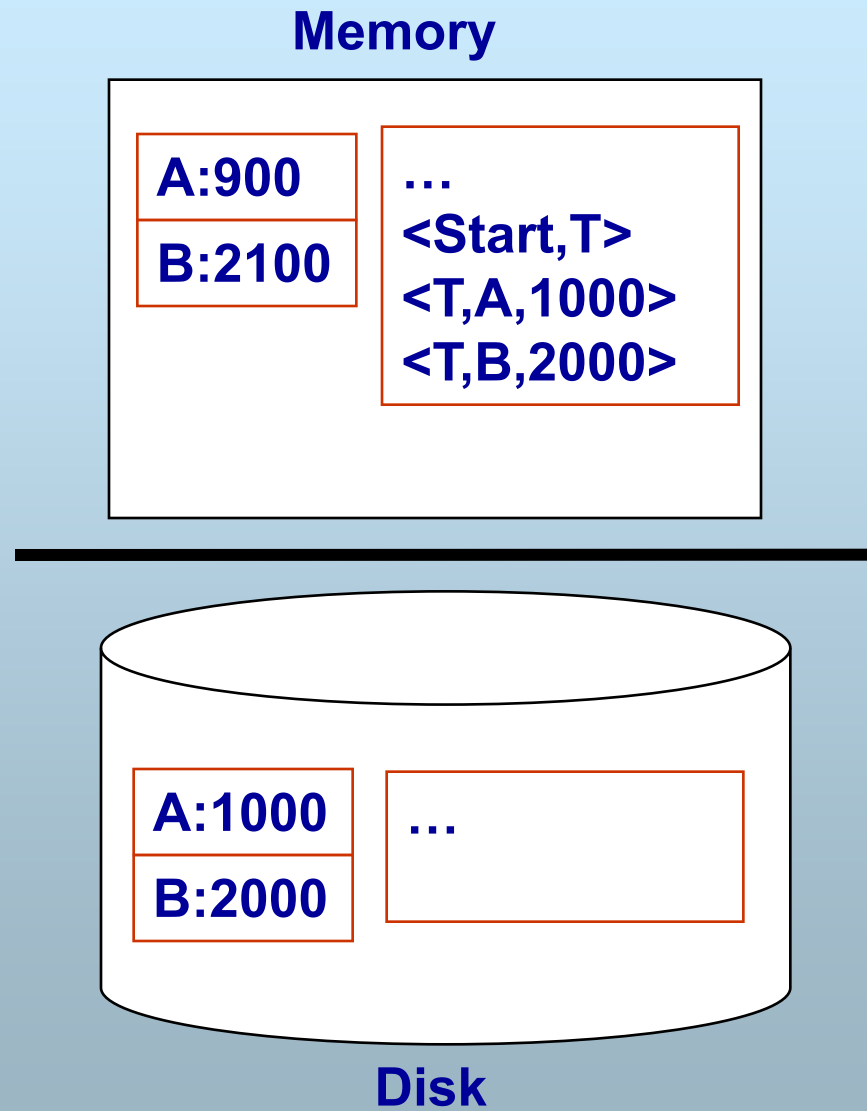
1、Undo日志规则

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

Fail here



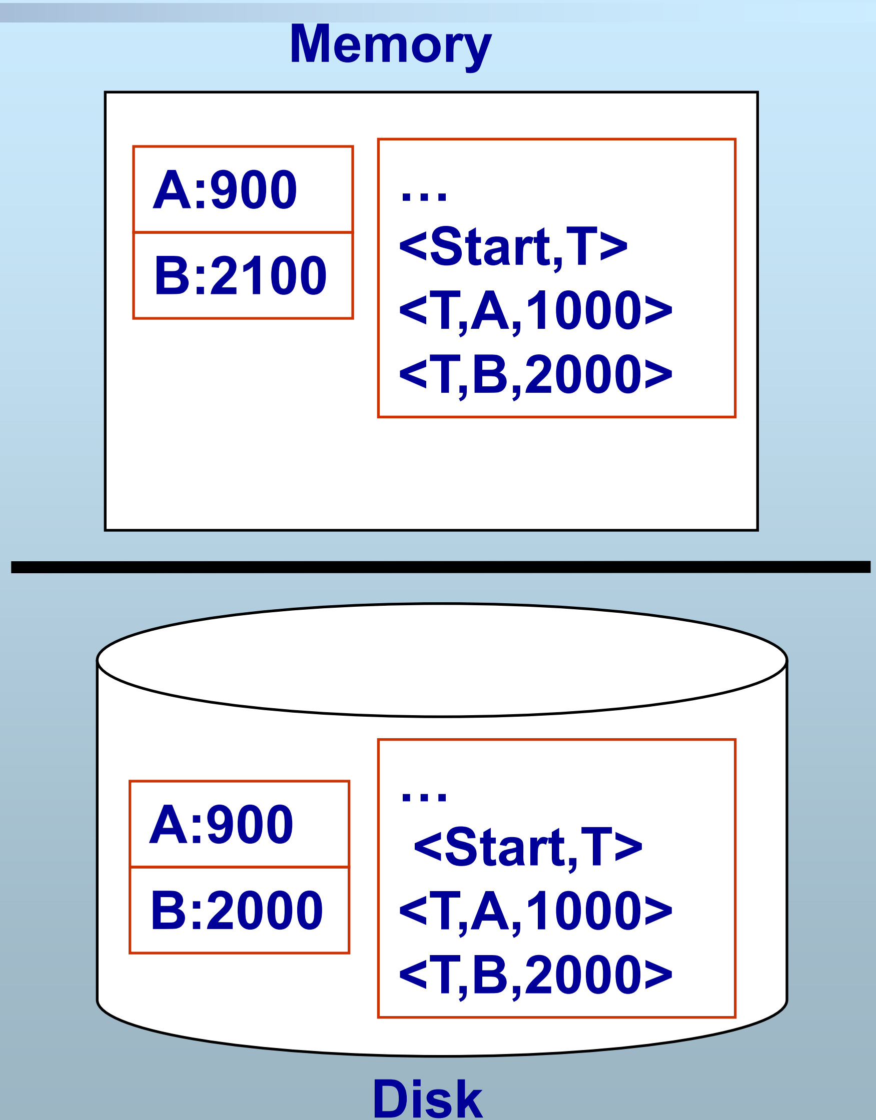
1、Undo日志规则

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

Fail here



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);

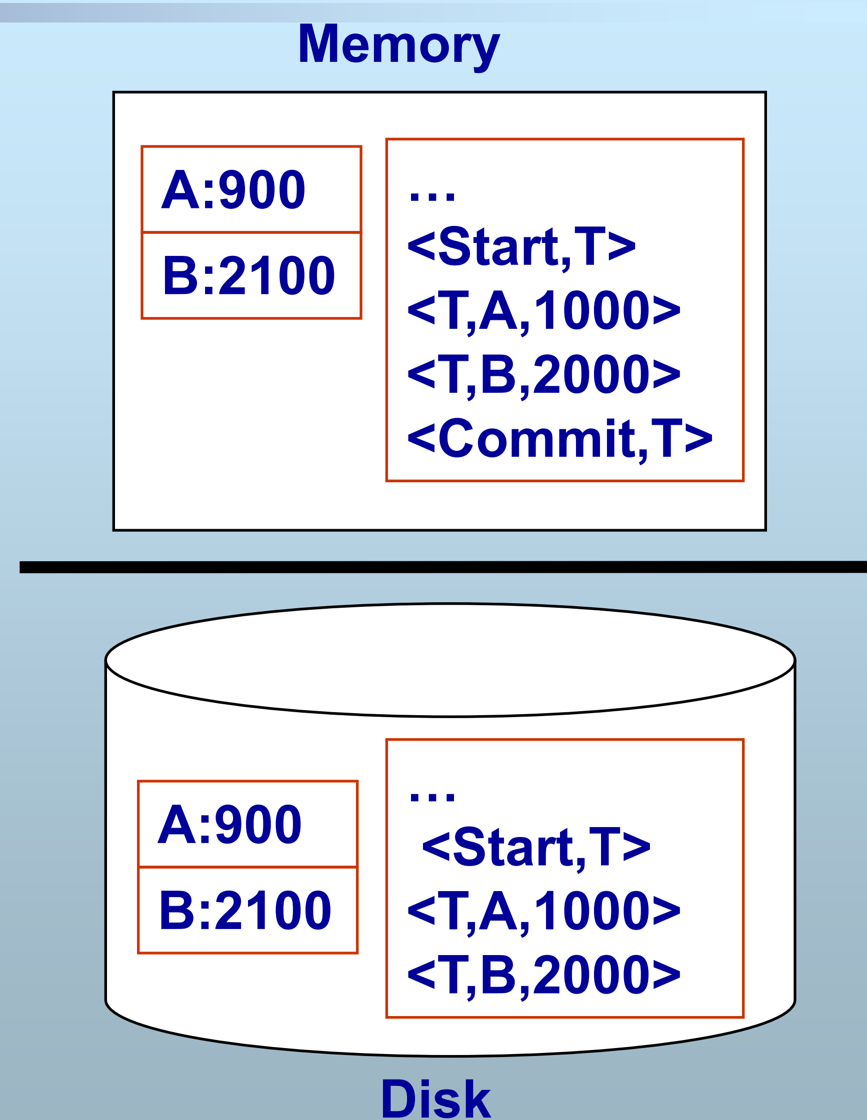
Flush Log

Output (A);

Output (B);

Flush Log

Fail here



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

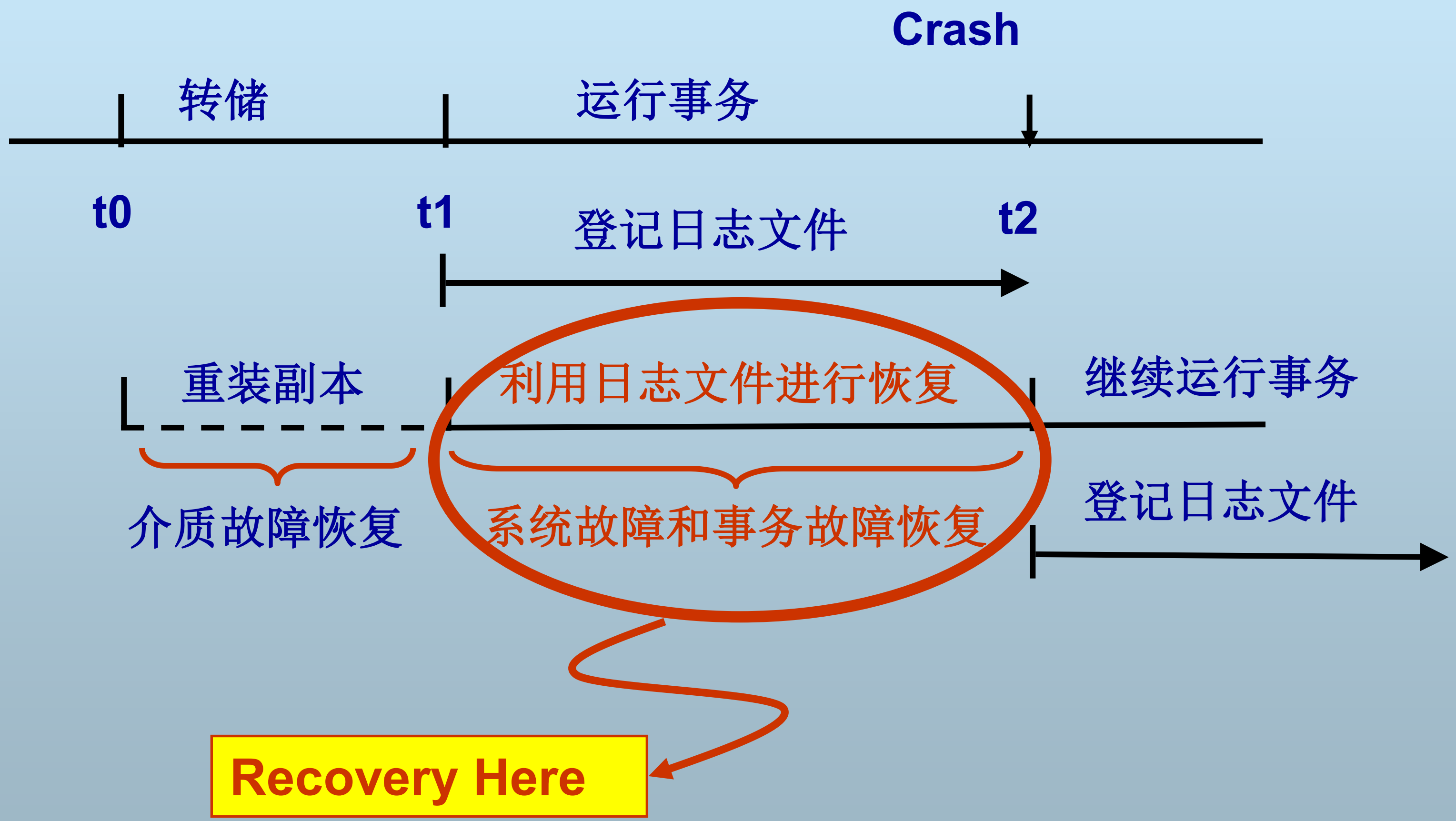
A:900	**…**
B:2100	**<Start,T>**
	<T,A,1000>
	<T,B,2000>
	<Commit,T>

Disk

A:900	**…**
B:2100	**<Start,T>**
	<T,A,1000>
	<T,B,2000>
	<Commit,T>

2、基于Undo日志的恢复

The recovery process



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

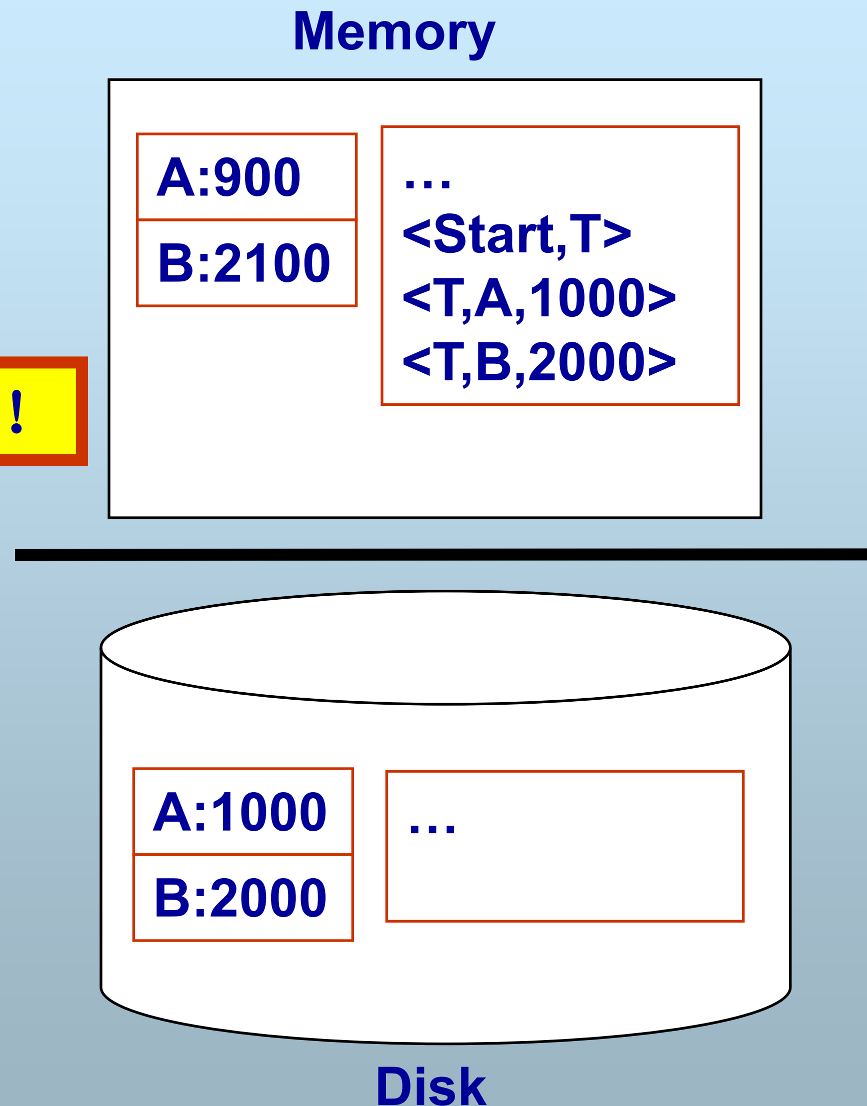
T1:

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

Fail here

无须恢复！



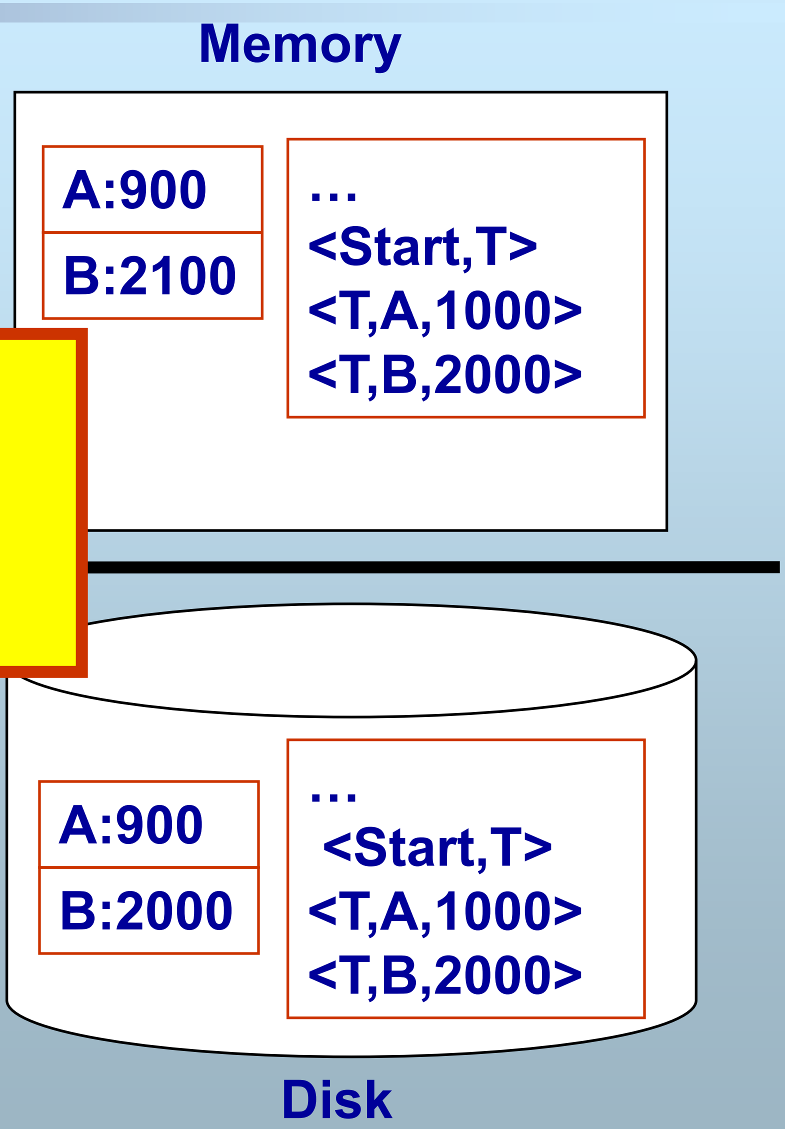
2、基于Undo日志的恢复

```
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
```

Write(B,2000)
Output(B)
Write(A,1000)
Output(A)

Fail here



2、基于Undo日志的恢复

- **What if failure during recovery?**

No problem！
Just re-execute the recovery!
Because each recovery has same effect!

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

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);

<Start,T>

<T,A,900>

<T,B,2100>

<Commit,T>

Log

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;

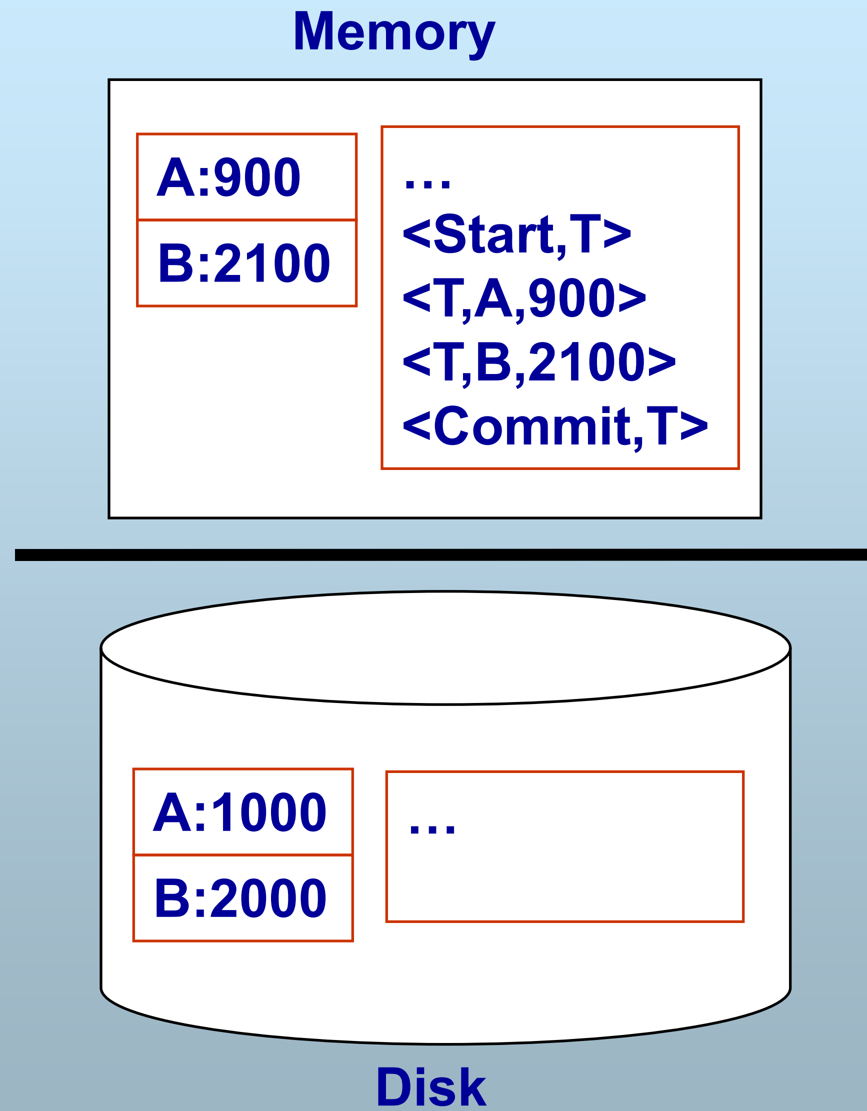
Write (B,t);

Flush Log

Output (A);

Output (B);

Fail here

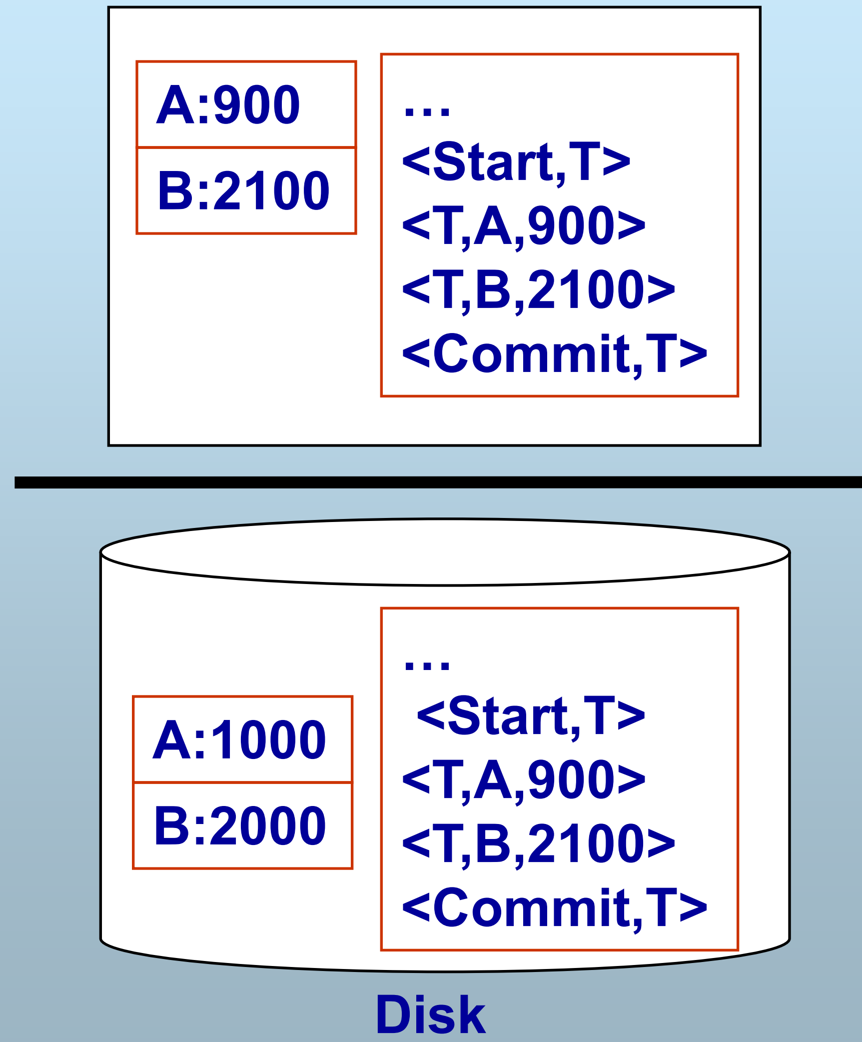


1、Redo日志规则

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

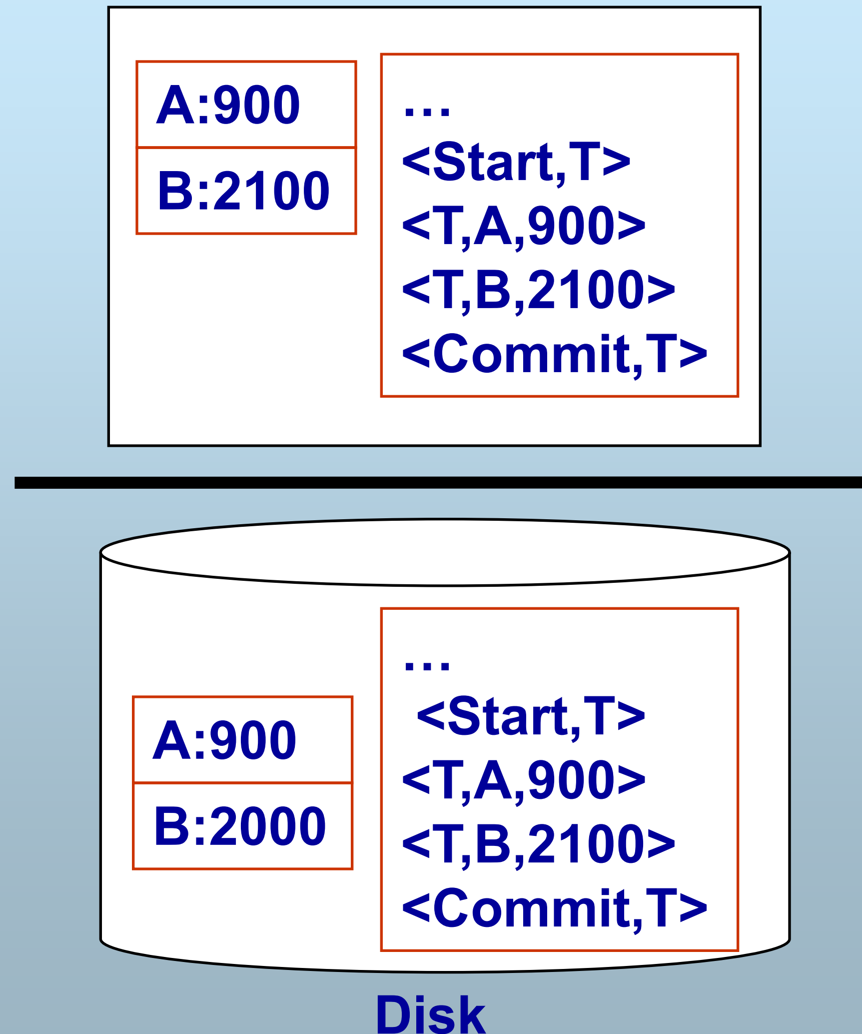


1、Redo日志规则

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



1、Redo日志规则

T1:

Read (A,t);

t ← t －100;

Write (A,t);

Read (B,t);

t ← t + 100;

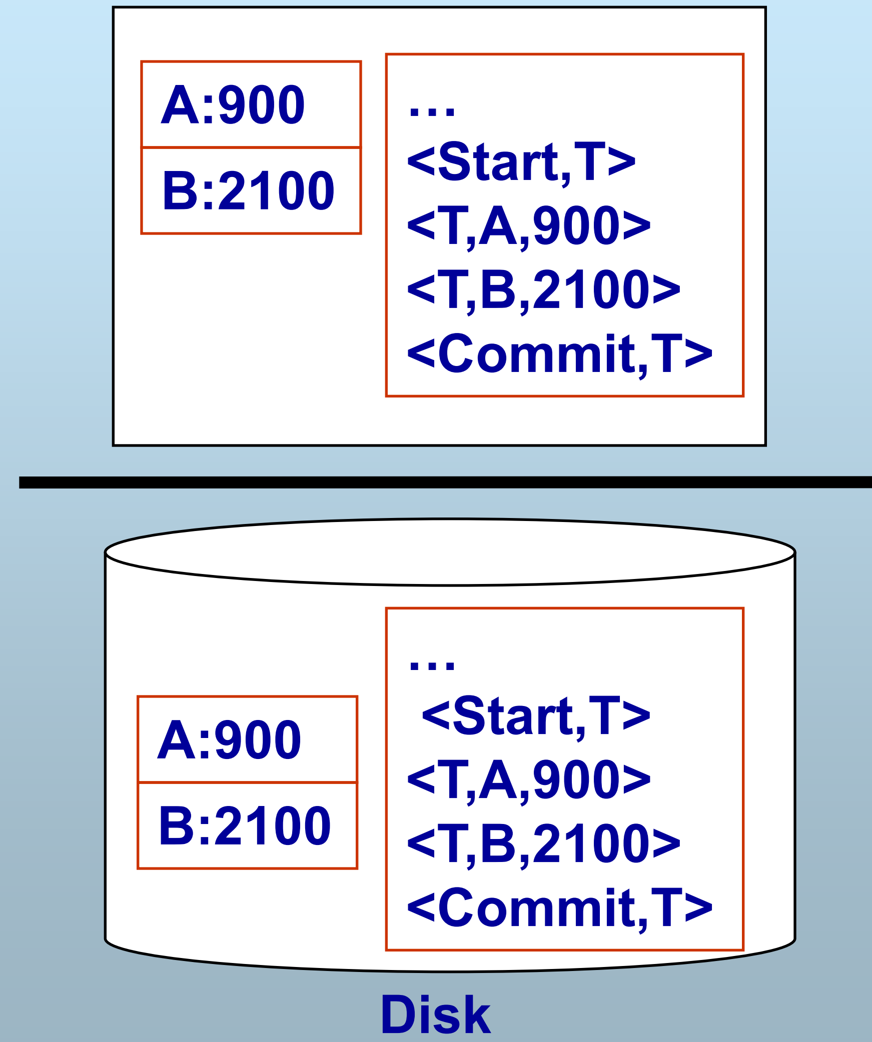
Write (B,t);

Flush Log

Output (A);

Output (B);

Fail here



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

3、Undo vs. Redo

- **Undo基于立即更新 (Immediately Update)**
- **Redo基于延迟更新 (Deferred Update)**

3、Undo vs. Redo

T1:

Read (A,t);

t ← t －100;

Write (A,t);

Flush Log

Output (A);

Read (B,t);

t ← t + 100;

Write (B,t);

Flush Log

Output (B);

Flush Log<commit>

More IOs

But fewer buffers

立即更新(Undo log)

T2:

Read (A,t);

t ← t －100;

Write (A,t);

Output (A);

Read (B,t);

t ← t + 100;

Write (B,t);

Output (B);

Flush Log <commit>

<write A to disk>

<write B to disk>

More buffers

But fewer IOs

延迟更新(Redo log)

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
- 可以立即更新，也可以延迟更新

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**；然后在**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

1、Simple Checkpoint

<u>**Periodically:**</u>

(1) Do not accept new transactions

(2) Wait until all transactions finish (commit/abort)

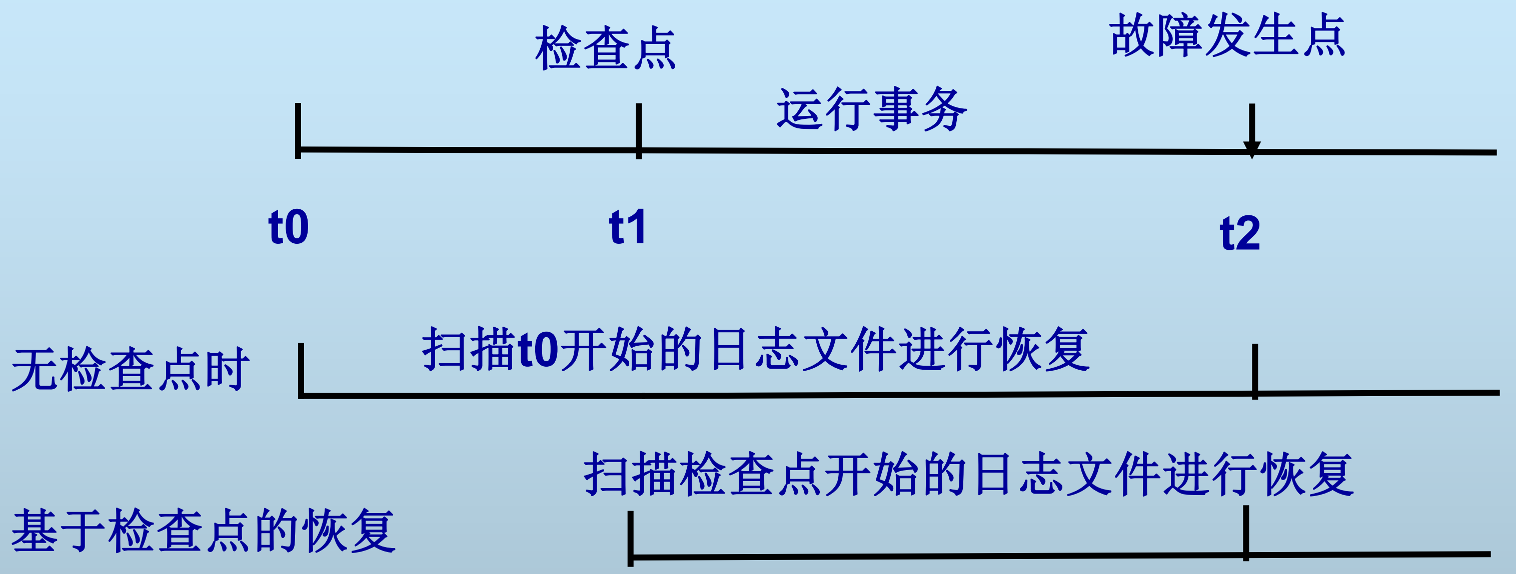
(3) Flush all log records to disk (log)

(4) Flush all buffers to disk (DB)

(5) Write “checkpoint” record on disk (log)

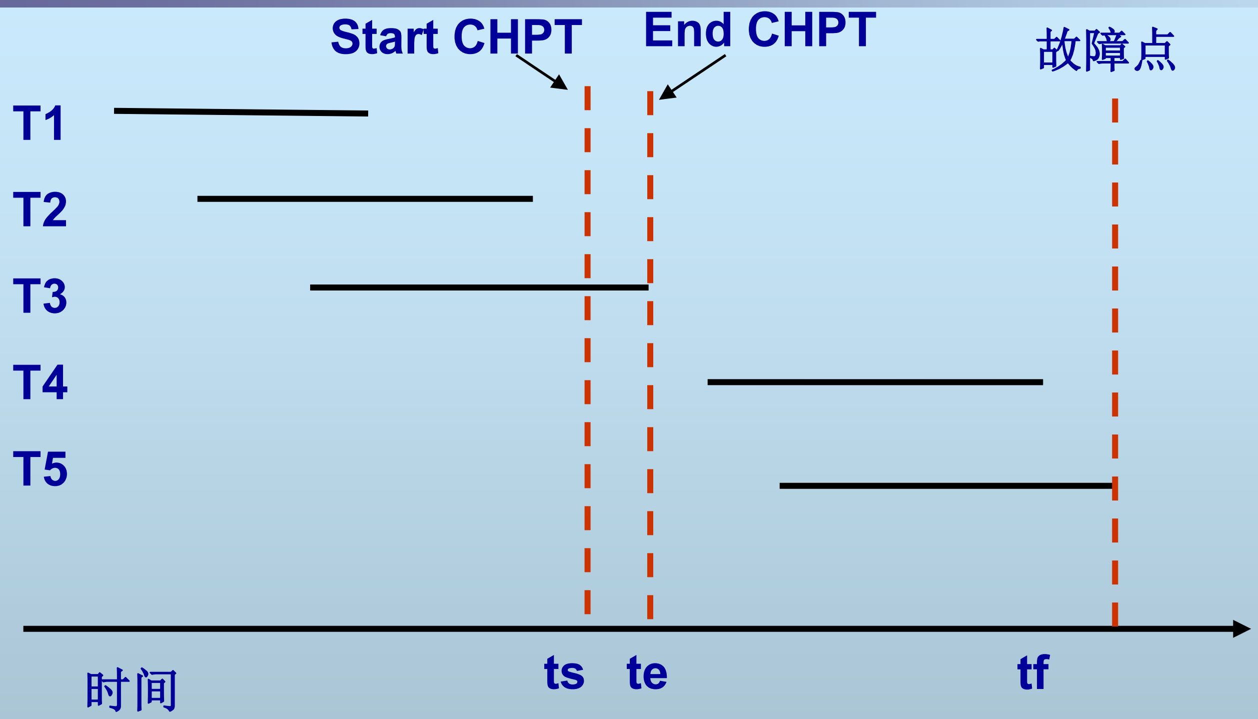
(6) Resume transaction processing

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



Log

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

恢复时：UNDO＝{T5}, REDO＝{T4}

T1、T2和T3由于在检查点之前已Commit
因此不需要REDO

本章小结

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