資訊管理學系 陳士杰老師

資料庫系統管理
Database System Management

交易管理
Transaction

國立聯合大學
NATIONAL UNITED UNIVERSITY

Outlines

- 交易 (Transaction)
- 交易管理四大特性
- 交易狀態
- 系統日誌 (System Log, System Journal)
- 確認點 (Commit Point)
- 系統日誌強迫寫入 (System Log Force-writing)
- 檢查點 (Check Point)
- 交易的排程

【講義：Ch. 7, Section 1】
【原文：Ch. 13】

❖注意❖

在本單元中，DML指令包含DQL指令

交易管理

- **交易(Transaction)**
  - 將一或多個針對資料庫從事資料存取的動作 (即：DML指令，包括資料插入、刪除、修改或查詢...等)，包裝成**單一任務**來執行。
  - 為資料庫處理的邏輯單位 (**不可分割**)。例：ATM提(轉)款，網路訂票
  - 交易一定要整個完成，才能確保任務的正確性 。

(a) T_1

```
read_item (X);
X:=X-N;
write_item (X);
read_item (Y);
Y:=Y+N;
write_item (Y);
```

(b) T_2

```
read_item (X);
X:=X+M;
write_item (X);
```

圖 13.2 兩個簡單的交易。(a) 交易 T_1；(b) 交易 T_2

- 在商業資料庫系統中，經常會遇到多筆交易同時對同一筆紀錄進行存取，如：訂位、股票交易、同一帳戶之金錢匯入(出)...等。若欲確保資料與交易的正確性，則交易管理是非常必要的工作。
- 交易管理的主要處理機制：
  - 並行控制 (Concurrency Control)
    - 讓多筆交易能在同一段時間內存取同一筆資料，而不會*互*相干擾。
  - 失敗回復、復原 (Failure Recovery)
    - 資料庫在執行某交易的過程中，若發生故障或執行失敗 (Failure) 的情況時，則必須要讓資料庫能夠重新回到一個已知的正確狀態。

- **交易管理的目標：**
  - 確保交易可以**並行處理**
  - 確保交易的**正確性 (Correctness)** 及**可靠性 (Reliability)**
  - 提高資料庫系統異質性交易的**效率 (Efficiency)**
  - 提高系統的**可用率 (Availability)**
  - 降低系統**成本 (Cost)**

交易管理的四大特性：ACID

- ACID為交易管理必須注意的四大特性。
  - 單元性 (Atomicity；基元性)：
    - 交易是一個**不可再分割的完整個體**，它不是全部執行，就是全部不執行。
      - **全部執行**：是指交易正確且正常完成，並透過確認(Commit)命令將交易結果存入永久性的資料庫中。
      - **全部不執行**：是指交易途中，若發生錯誤、毀損等因素，導致交易無法順利完成時，必須透過退回(Rollback)命令將交易回復到執行前的原點。
    - 確保單元性是**回復 (Recovery)** 的責任。

- 一致性 (Consistency)：
  - 如果交易是全部執行，能讓資料庫從某個一致狀態，轉變到另一個一致狀態。我們則稱此次交易具有一致性。
    - 資料庫的一致狀態 (Consistent State)：是指資料庫所有被儲存的資料 (不論是在交易前後)，必須皆滿足資料庫所設定的相關限制，以及具有正確的結果。
  - 確保一致性通常是DBMS程式設計師的責任。
- 孤立性 (Isolation)：
  - 某交易執行期間所用的資料或中間結果，不容許其它交易讀取或寫入，直到此交易被確認 (Commit，即：成功結束) 為止。也就是說，它不應被同時執行的其它交易所干擾。
  - 某交易執行時，有可能會被其它交易所查覺。(如：處理同一筆資料)
  - 確保孤立性是並行控制 (Concurrency Control) 的責任。可依需求定立不同層級的限制。

- **永久性 (Durability, Permanency)：**
  - **一旦交易全部執行，且經過確認 (Commit) 後，其對資料庫所做的變更則永遠有效，即使未來系統當機或毀損。**
  - **一般是以備份(Back Up)、硬碟映射(Disk Mirroring)、系統日誌(System Log、System Journal)等數種方式來達成。**
  - **永久性是回復 (Recovery) 的責任。**

交易狀態

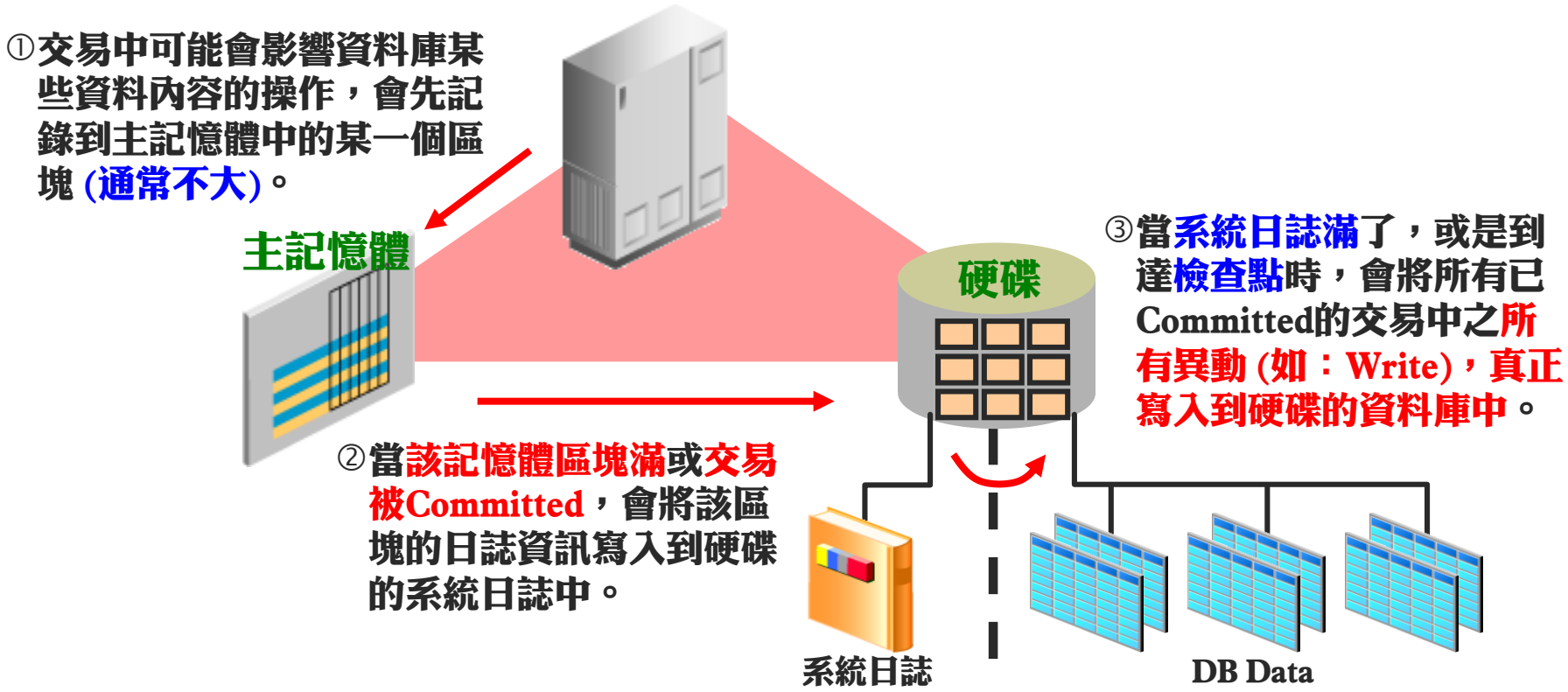
- 如先前所述，交易是將一或多個針對資料庫內的資料所做之存取動作(即：DML指令)，包裝成單一任務的一個不可分割單元。通常會有下列動作：
  - BEGIN_TRANSACTION：交易執行開始。
  - END_TRANSACTION：交易執行結束，可能是Commit或Rollback。
  - READ或WRITE：指定某資料項的讀寫動作。
    - $Read_i(x)$表示在交易i中，對資料項x進行讀取動作； $Write_i(x)$表示對資料項x進行寫入動作。
    - 皆由 SQL 語法中的 DML指令所構成。
  - COMMIT：交易全部完成，且更改的資料項已被確認進入到資料庫。
  - ROLLBACK (或Abort)：交易未完成，此時需將交易對資料庫的所有改變做回復動作，即退回到交易未執行前的原點。

- 當交易進行中，若資料庫系統發生正常/不正常關閉時，DBMS可能會將交易Commit或是Rollback：
  - 以MySQL資料庫系統來說，不論是正常或不正常關閉，該交易皆會被Rollback。
  - 以Oracle資料庫系統來說，若是正常關閉，則該交易會被Commit；若是不正常關閉，則該交易會被Rollback。

系統日誌 (System Log、System Journal)

- 為了能從各種故障回復，系統必須維護一個日誌 (Log)，以提供交易錯誤或故障時，所需的**復原資訊**。
- 系統日誌記錄了所有交易中**可能會影響資料庫某些資料內容的操作**(如：Write)。
- 系統日誌是儲存於**永久性儲存媒體**(如：硬碟)上，因此可預防**非毀滅性故障**。然而，系統日誌也必須定期備份到其它媒體，才能預防**毀滅性故障**。

- 雖然系統日誌是儲存在硬碟上，然而並非每新增一筆日誌記錄(即：可能會影響資料庫資料內容的操作)時，就立刻寫入硬碟中。
- 資料庫系統進行交易時，若有資料異動之運作方式：



- 在交易執行過程中，若遇到系統故障的情況，我們可以檢查**系統日誌**，並使用未來會講授的回復技術，有如下兩種動作：
  - **Redo**：若交易對資料的所有修改操作都已被記錄到系統日誌上，但尚未將所有的資料異動正式寫入資料庫中，此時可以回溯整個日誌，**重新執行交易的某些操作** (如：Write動作)，**以確認所有經commit的資料項目皆已真正更改了資料庫**。
  - **Undo**：**回復交易的某些操作** (如：Write動作)，當作沒發生過這些操作。
- Rollback與Undo的比較：
  - Rollback是回復整個交易，而Undo是回復交易中的單一或部份操作。

- **系統日誌會記錄以下交易操作：** (格式會因系統不同而不同)
  - [starts, Transaction_No]：某一交易的開始
  - [write(x), Transaction_No, old_value, new_value]：某一交易已將資料項目x所記錄的值，從原本的old_value改成new_value。
  - [read(x), Transaction_No]：某一交易讀取了資料項目x所記錄的值。
  - [commit, Transaction_No]：確認某交易已經成功完成，且其結果已交付於資料庫中。
  - [rollback, Transaction_No]或[abort, Transaction_No]：代表某一交易已被中止、撤回。
  - [checkpoint]：交易的檢查點，確認此點之前的資料已記錄至資料庫中。

- **範例：**

  [starts, T1]

  [read(x), T1]

  [write(x), T1, 300, 500]

  [read(y), T1]

  [commit, T1]

  [starts, T2]

  [read(y), T2]

  [write(y), T2, 200, 300]

  [check point]

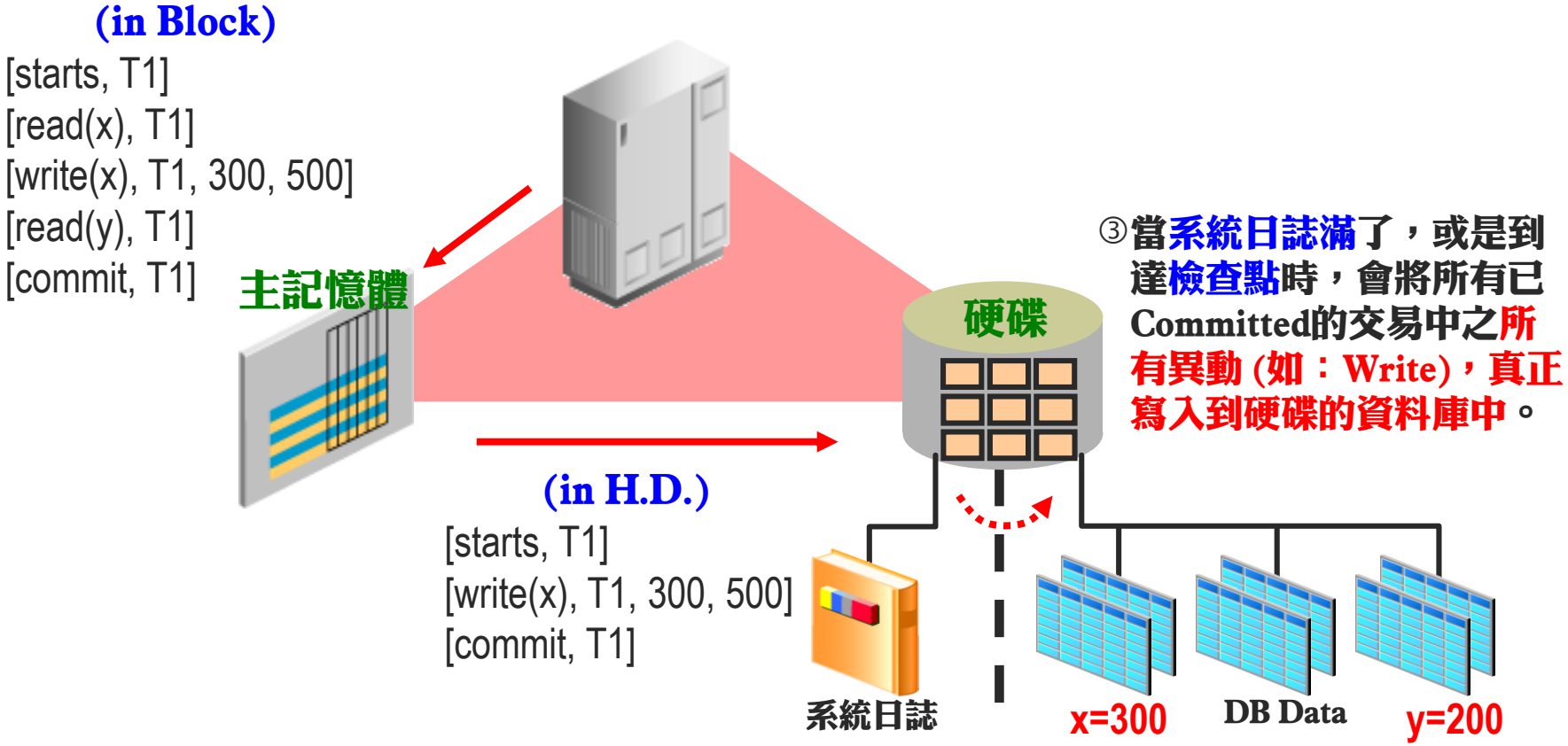
  [write(x), T2, 500, 150]

  [commit, T2]

確認點 (Commit Point)

- 委任點、交付點
- 當某交易T裡所有對資料庫的存取動作都已成功執行，且交易動作的結果也已經寫入系統日誌時，此交易即到達了確認點(Commit Point)。
- 在達到確認點之後，此交易即稱之為已確認的(Committed)，且假設其結果會被永久記錄在資料庫中，接著交易便將確認記錄[commit, T]寫入系統日誌(在硬碟上)。
- 以單元性(Atomicity)的觀點來看，當系統發生故障時，若交易已經開始，但尚未到達確認點，則此交易必須被退回(Rollback、Abort)，以確保交易全部不執行。
- 反之，若交易到達確認點，代表此交易已成功完成，並將其所有可能影響資料庫之操作寫入永久性儲存媒體(即：系統日誌)。即使未來系統發生故障，此交易仍然有效。

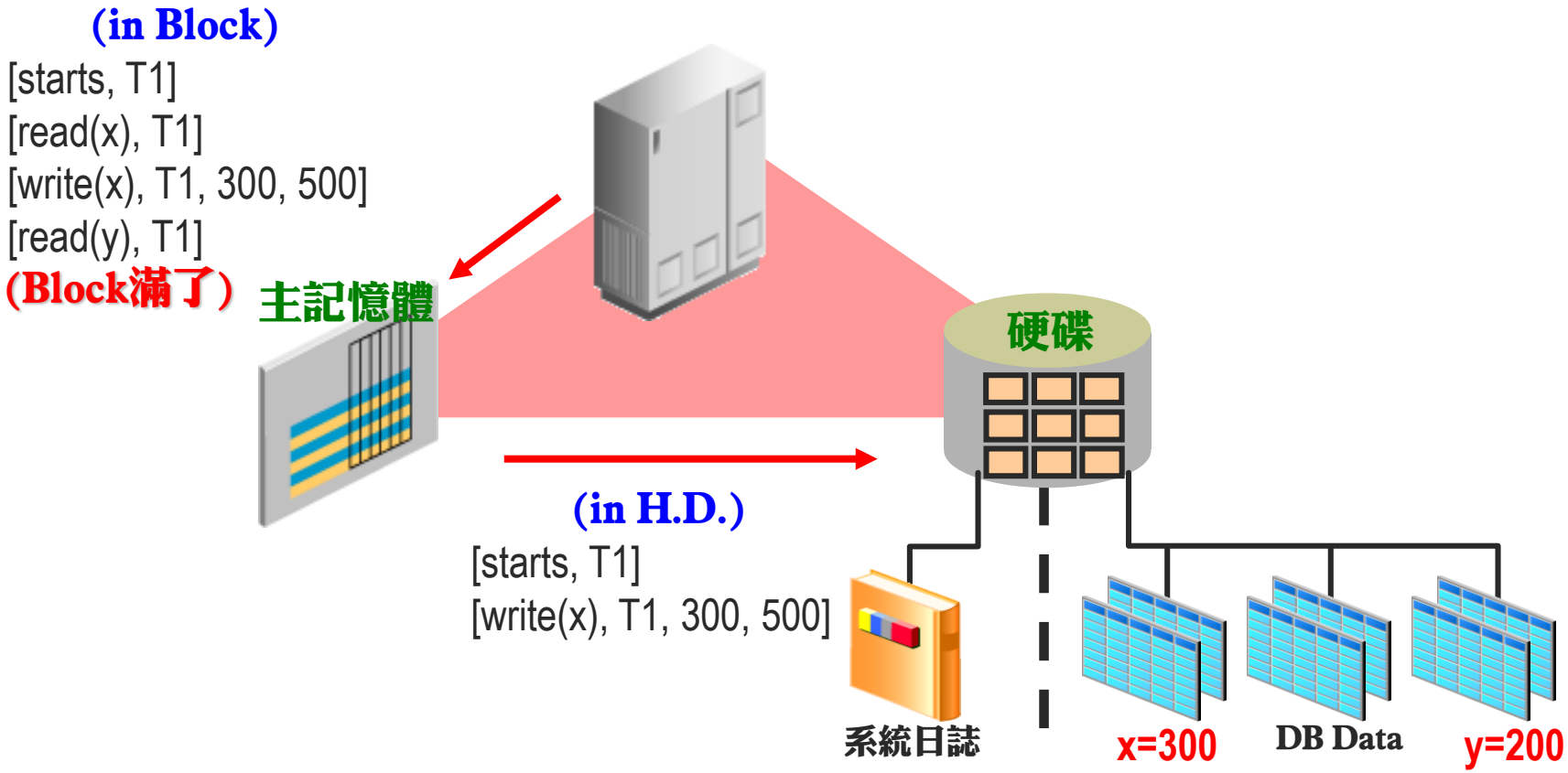
確認點之運作方式：


(in Block)
[starts, T1]
[read(x), T1]
[write(x), T1, 300, 500]
[read(y), T1]
[commit, T1]
主記憶體
硬碟
③當系統日誌滿了，或是到達檢查點時，會將所有已Committed的交易中之所有異動 (如：Write)，真正寫入到硬碟的資料庫中。
(in H.D.)
[starts, T1]
[write(x), T1, 300, 500]
[commit, T1]
系統日誌
x=300
DB Data
y=200

系統日誌強迫寫入 (System Log Force-writing)

- 正常而言，在主記憶體中會保留一個區塊(Block)，做為交易進行時記載資料異動操作的日誌記錄，並於交易Committed (交易到達確認點)時，將其寫入到硬碟內的系統日誌。
- 然而，當交易尚未到達確認點前，因某些原因而將位於主記憶體中的日誌寫入硬碟，即稱為系統日誌強迫寫入。
  - 區塊滿了
  - 到達檢查點(Check Point)
- 當系統故障時，只需考慮那些被寫入硬碟的系統日誌記錄。

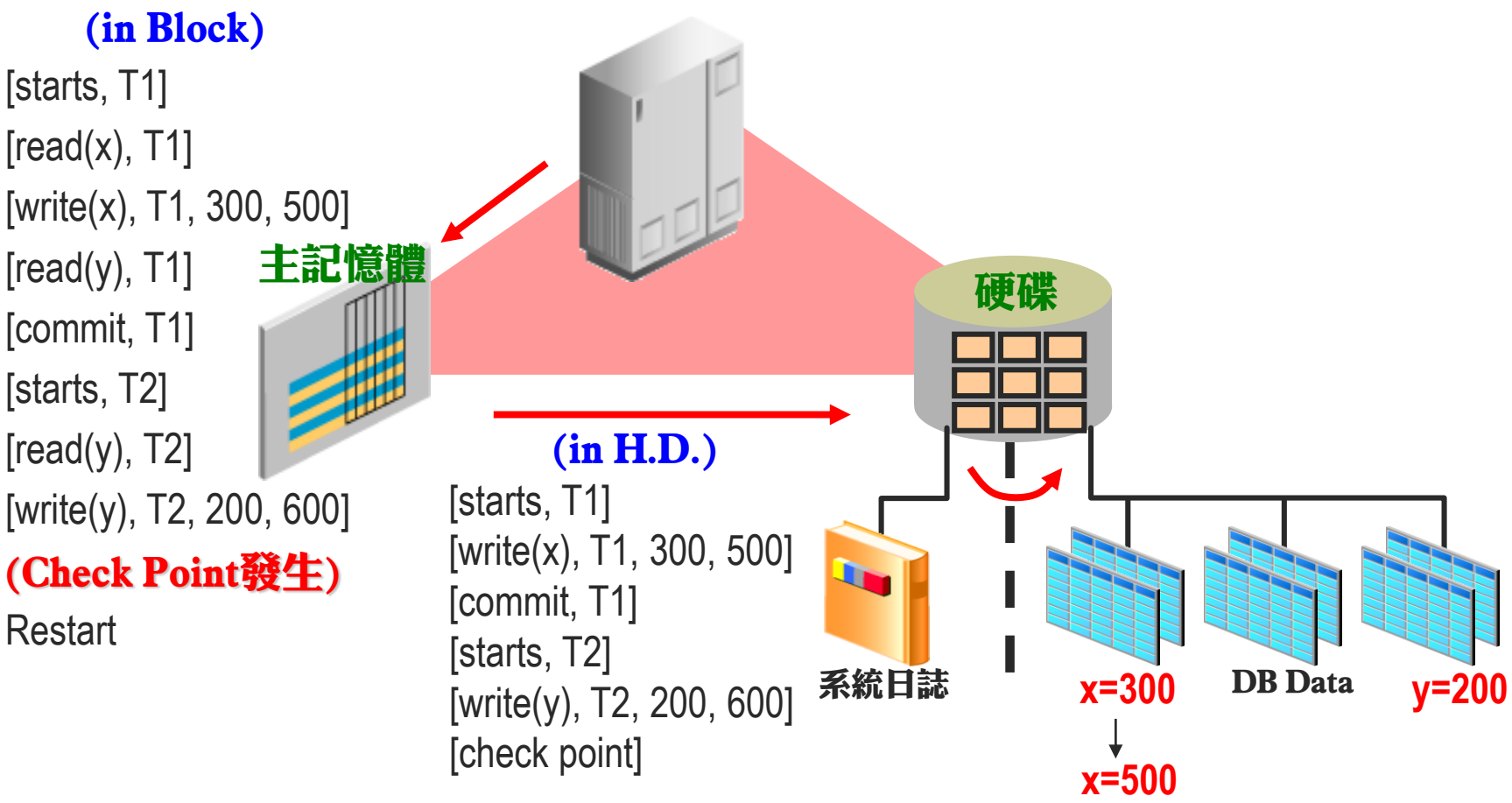
系統日誌強迫寫入之運作方式：



Check Point (檢查點)

- 檢查點(Check Point)是由DBMS定期(週期性)發動的系統日誌強迫寫入，並將一個檢查點(Check Point)強迫寫入到系統日誌中。同時，會把系統日誌當中、於檢查點之前所有已確認 (Committed)的交易所產生之異動(如：寫入(Write)動作)結果，真正寫入資料庫中。
- 檢查點的寫入，代表此點之前所有已確認(Committed)的交易，在系統發生錯誤或毀損時，不需要被重新執行(Redo)。
- 因此，當系統發生錯誤時，檢查點可確定哪些交易在發生錯誤前已確認(Committed)了。

檢查點之運作方式：


(in Block)
[starts, T1]
[read(x), T1]
[write(x), T1, 300, 500]
[read(y), T1]
[commit, T1]
[starts, T2]
[read(y), T2]
[write(y), T2, 200, 600]
(Check Point發生)
Restart
主記憶體
硬碟
(in H.D.)
[starts, T1]
[write(x), T1, 300, 500]
[commit, T1]
[starts, T2]
[write(y), T2, 200, 600]
[check point]
系統日誌
x=300
x=500
DB Data
y=200

- **檢查點的運作：**
  - **暫停所有交易動作**
  - **將所有在主記憶體區塊中，已確認的交易操作強制寫入系統日誌(硬碟)**
  - **將主記憶體區塊上、尚未Commit之交易的日誌紀錄強制寫入到系統日誌(硬碟)中，並寫入一個check point 到系統日誌**
  - **繼續交易**

交易的排程

◆**排程(Schedule)**

- 多筆交易以**交錯方式**並行執行時，所構成的執行順序
- 若n個交易T1, T2, ..., Tn構成一個排程S，則每一個交易之操作在排程S中的出現順序，必須與該操作於本身交易內之順序相同。

- 範例：假設有兩筆交易T1與T2，T1的交易操作為：r1(x), r1(y), w1(x), c1，T2的交易操作為：r2(y), w2(y), r2(x), w2(x), c2 ，可能形成如下排程：
  - Sa: r1(x), r1(y), w1(x), c1, r2(y), w2(y), r2(x), w2(x), c2
  - Sb: r1(x), r1(y), w1(x), r2(y), w2(y), c1, r2(x), w2(x), c2
  - ...

- **序列排程、循序排程 (Serial Schedule)**
  - 一個具有n筆交易的排程為**序列排程**，若且唯若此n筆交易的操作皆連續不間斷地被執行，而**沒有任何相互交錯**的現象。
    - Sa: r1(x), r1(y), w1(x), c1, r2(y), w2(y), r2(x), w2(x), c2
  - 優點：若各交易本身皆為正確，則序列排程可保証資料庫的正確性，無論交易間執行之順序為何，皆不會影響最終結果。
  - 缺點：浪費時間和系統資源，且缺乏彈性。
    - 由於排程中的某一操作在執行時，無論其是否使用到CPU或其它資源，皆不可切換至其餘交易的操作去執行。
- **可序列化排程、可循序性排程 (Serializable Schedule)**
  - 一個具有n筆交易的排程為**可序列化排程**，若此排程與**相同的n筆交易所構成之某一序列排程等價(Equivalent)**。
    - Sb: r1(x), r1(y), w1(x), r2(y), w2(y), c1, r2(x), w2(x), c2
  - 可提供交易的**並行性(Concurrency)**，紓解序列排程的缺點，且保証交易的正確性。

- **等價的種類：**
  - **結果等價(Result Equivalent)**
    - **若兩個排程最後產生相同的資料庫狀態，則稱此兩排程為結果等價**
    - **結果等價可能在偶然中發生，因此排程的等價性不採用結果等價**
  - **範例：**

S_1

read_item(X);
$X := X + 10$;
write_item(X);

S_2
read_item(X); $X := X * 1.1$; write_item (X);

Figure 17.6
Two schedules that are result equivalent for the initial value of $X = 100$ but are not result equivalent in general.

衝突等價(Conflict Equivalent)

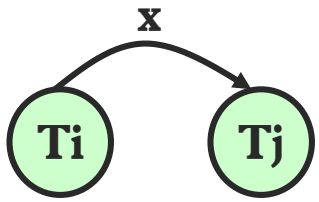
- 衝突：

T1 / T2	讀(read)	寫(write)
讀(read)	否	是
寫(write)	是	是

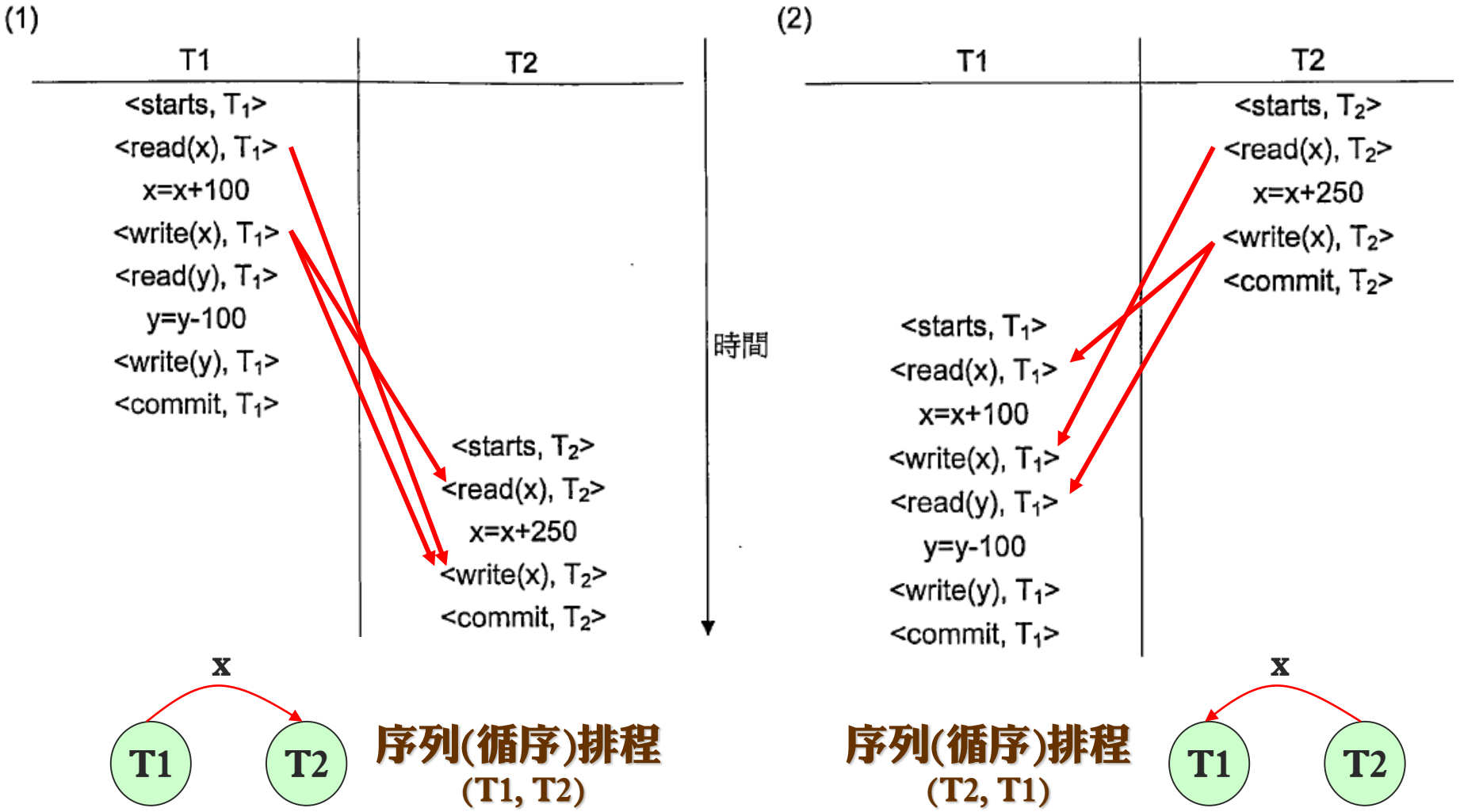
- 若兩個排程中，多個交易間**發生衝突的順序相同**，稱此兩排程為衝突等價
- 有衝突不見得會有錯!!
  - 有衝突，但不會影響多筆交易結果的正確性即OK!!
  - 有衝突，且會影響多筆交易結果的正確性即不OK!!

- 例：下列3個排程各有兩個交易在進行：
  - **序列排程 Sa**: r1(x), r1(y), w1(x), c1, r2(y), w2(y), r2(x), w2(x), c2 的衝突有：
    - r1(x)→w2(x)，r1(y)→w2(y)，w1(x)→r2(x)，w1(x)→w2(x)
  - **排程 Sb**: r1(x), r1(y), w1(x), r2(y), w2(y), c1, r2(x), w2(x), c2 的衝突有：
    - r1(x)→w2(x)，r1(y)→w2(y)，w1(x)→r2(x)，w1(x)→w2(x)
  - **排程 Sc**: r1(x), r1(y), r2(x), w1(x), r2(y), w2(y), c1, w2(x), c2 的衝突有：
    - r1(x)→w2(x)，r1(y)→w2(y)，r2(x)→w1(x)，w1(x)→w2(x)
  - 上述Sa與Sb兩個排程為衝突等價; Sa/Sb與Sc不符合衝突等價。

- **衝突可序列化排程 (Conflict Serializable Schedule)**
  - 一個具有n筆交易的排程是**可序列化**的，假設此排程與相同的n筆交易之某個**序列排程**是衝突等價。(如前例的排程Sb)
- **檢驗步驟：**
  - 繪製**優先順序圖(Precedence Graph)**
    - 對參與排程的每一筆交易Ti，建立一個**節點(Node)**
    - 判斷排程中，不同交易操作所發生的**每一個衝突**之順序。如：先執行 [read(x), Ti] 才執行 [write(x), Tj]，則建立Ti→Tj的射線。例如：

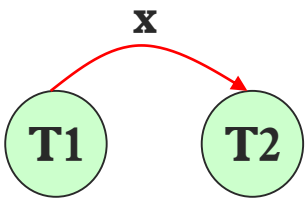


  - 判斷優先順序圖是否含有**迴圈(Cycle)**
    - 無，則此排程為**可序列化(Serializable)**
    - 有，則此排程為**非可序列化**


(1)
T1
T2
<starts, T1>
<read(x), T1>
x=x+100
<write(x), T1>
<read(y), T1>
y=y-100
<write(y), T1>
<commit, T1>
<starts, T2>
<read(x), T2>
x=x+250
<write(x), T2>
<commit, T2>
時間
x
T1
T2
序列(循序)排程
(T1, T2)
(2)
T1
T2
<starts, T2>
<read(x), T2>
x=x+250
<write(x), T2>
<commit, T2>
<starts, T1>
<read(x), T1>
x=x+100
<write(x), T1>
<read(y), T1>
y=y-100
<write(y), T1>
<commit, T1>
x
T1
T2
序列(循序)排程
(T2, T1)

(3)

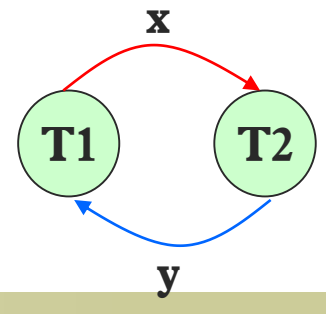
T1	T2
<starts, T_1>	
<read(x), T_1>	
x=x+100	
<write(x), T_1>	
	<starts, T_2>
	<read(x), T_2>
	x=x+250
	<write(x), T_2>
	<commit, T_2>
<read(y), T_1>	
y=y-100	
<write(y), T_1>	
<commit, T_1>	



可序列(循序)化排程
(T1, T2)

(4)

T1	T2
<starts, T_1>	
<read(x), T_1>	
x=x+100	
<write(x), T_1>	
	<starts, T_2>
	<read(x), T_2>
	x=x+250
	<write(x), T_2>
	<read(y), T_2>
	y=y+500
	<write(y), T_2>
	<commit, T_2>
<read(y), T_1>	
y=y-100	
<write(y), T_1>	
<commit, T_1>	



非可序列化排程

【例題】下面排程是否爲可序列化(Serializable)？若是，請列出一個與其等價(equivalent)之序列排程(serial schedule)；若否，爲什麼？

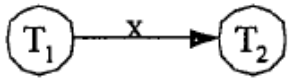
(1) $r_1(x),w_1(z),r_2(y),w_1(x),w_2(m),r_1(y),r_2(m),c_1,w_2(x),c_2$

(2) $r_1(x),w_1(x),r_3(y),w_2(y),w_3(z),w_1(y),w_2(z),r_1(y),r_1(z),w_2(m),c_1,c_2,c_3$

(3) $r_2(x),r_1(y),w_1(x),c_1,r_3(x),w_3(y),w_3(z),w_2(z),c_2,c_3$

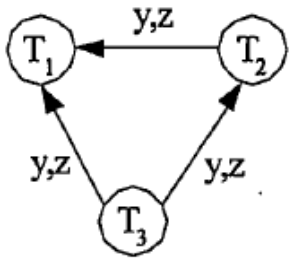
Ans:

(1)



無迴圈，故可序列化。 序列排程：T_1,T_2

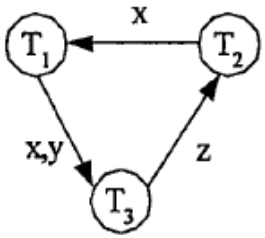
(2)



無迴圈，故可序列化。

序列排程：T_3,T_2,T_1

(3)



優先順序圖存在迴圈，故不可序列化。

迴圈：$T_1 \rightarrow T_3 \rightarrow T_2 \rightarrow T_1$

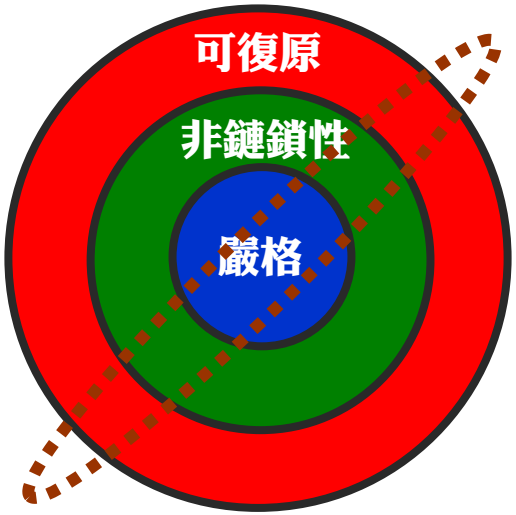
其它類型的排程

① 可復原排程 (Recoverable Schedule)

② 非連鎖性撤回排程 (Cascade-less Schedule)

③ 嚴格排程 (Strict Schedule)

- 上述三種排程之特性一個比一個嚴格，因此排程②包含了排程①，排程③包含了排程①與排程②，反之則否。



可序列化排程(Serializable Schedule)

- 可能是上述三種排程當中之一，但也有可能都不是。

- **可復原排程(Recoverable schedule)**
  - 如果排程S中的兩個交易T與T'，交易T有read到交易T'所write過的資料項目時，**交易T'必須比交易T先結束** (即：Commit或Rollback)，則排程S可被認為是Recoverable Schedule。
    - 範例：假設有兩個交易T1和T2存在於下列排程S中

      S: w1(x)→ r2(x)→ c1→c2

      上述排程S為**可復原排程**。但若改為交易T2先被Commit的話，則當交易T1被Rollback或Abort時，交易T2的結果會不正確，且無法復原 (因Commit的交易不得再被取消)。
  - **連鎖性撤回/連鎖性中止 (Cascading Rollback/Abort)**
    - 若有未Commit的交易T，讀取了**已失敗的其它交易T'曾經寫入之資料項目**，因此必須被**連帶撤回**。
    - 連鎖性撤回/中止非常耗時，因此應該盡量避免。

- **非連鎖性撤回排程(Cascadeless Schedule)**
  - 如果排程S中的每個交易T都**只讀取已Commit或Rollback之交易T'所寫入的資料項目**，則排程S可被認為是Cascadeless Schedule，可避免連鎖性撤回。
    - 範例：假設有兩個交易T1和T2存在於下列排程S中

      S: w1(x) → c1 → r2(x) →c2

      上述排程S為**非連鎖性撤回排程**。雖然會延遲交易T2的執行，但可以確保如果交易T1中止時，不會發生連鎖性撤回的現象，使得交易的確定性較高。

      此範例同時也合乎**可復原排程**的要求 (∵交易T2 讀取到交易T1寫入的資料項目，且交易T1比交易T2先結束)。

- **嚴格排程(Strict Schedule)**
  - 如果排程S中的每個交易T都只讀取或寫入已Commit或Rollback之交易T'所寫入的資料項目，則排程S可被認為是Strict Schedule。
  - 符合 Cascadeless Schedule的要求 (即： w1(x) → c1 → r2(x))，且 w1(x) → c1 → w2(x) 。

【例題】考慮下面 Sa、Sb、Sc 三個排程(schedules)：

Sa：r2(x)、r1(x)、w2(x)、w1(x)、c2、w1(y)、c1

Sb：r1(x)、w1(y)、c1、r2(y)、w2(x)、c2

Sc：r1(x)、w2(y)、w3(z)、r1(y)、r2(z)、c1、c2、c3

r 代表"read"，w 代表"write"，c 代表"commit"

(1) 這些排程是否爲可復原(recoverable)排程？

(2) 這些排程是否爲非連鎖性撤回(cascadeless)排程？

(3) 這些排程是否爲嚴格(strict)排程？

Ans:

1) 排程 Sa：r2(x)、r1(x)、w2(x)、w1(x)、c2、w1(y)、c1
   a. 無 read到其它交易write過的資料項目，故為Recoverable、Cascadeless Schedule。
   b. 交易T1 write到交易T2寫過的資料項目 x，且交易T2未Commit，故不為Strict Schedule。
2) 排程 Sb：r1(x)、w1(y)、c1、r2(y)、w2(x)、c2
   a. 交易T2 read 到交易T1寫過的資料項目y，且交易T1比交易T2早commit，故為Recoverable Schedule。
   b. 交易T2 read 到交易T1寫過的資料項目y，且交易T2 read 時，交易T1已commit，故為 Cascadeless Schedule
   c. 因為此排程為Cascadeless Schdule，且無任何write到其它交易寫過的資料，故為Strict Schedule。

3) 排程 Sc：r1(x)、w2(y)、w3(z)、r1(y)、r2(z)、c1、c2、c3

a. **交易T1 read 到交易T2寫過的資料項目 y，但 T1 commit時，T2未Commot；且交易T2 read 到交易T3寫過的資料項目 z，但 T2 commit時，T3未Commot。故不為Recoverable Schedule，也非Cascadeless Schedule，也一定不是Strict Schedule。**

【解】

(1) Sa、Sb：可復原(recoverable)排程

Sc：不可復原(not recoverable)排程

(2) Sa、Sb：非連鎖性撤回(cascadeless)排程

Sc：連鎖性撤回(not cascadeless)排程

(3) Sb：嚴格(strict)排程

Sa、Sc：非嚴格(not strict)排程

補 充

DDL與DCL指令對交易的影響

- 在資料庫系統實作中，DDL與DCL的每一個指令，本身皆是一個**完整的交易**!!
  - 即：執行一個DDL或DCL指令時，相當於隱藏了一組 Begin... Commit於該指令的前方與後方。
- 因此，若在執行一組交易的過程中，穿插了一個DDL或DCL的指令，則該執行中的交易會隨著DDL或DCL指令的結束而自動Commit。