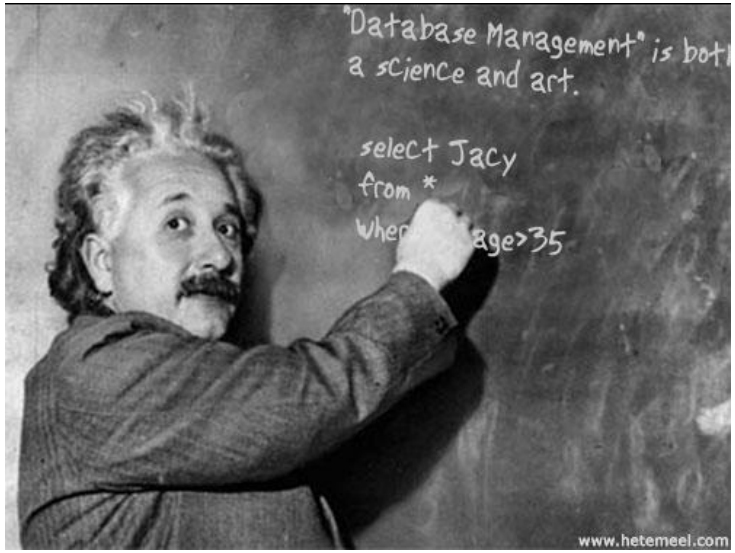
交易處理

國立聯合大學 資訊管理學系
陳士杰老師



Outlines

- 交易管理 (Transaction Management)
- 並行控制 (Concurrency Control)
- 復原 (Recovery)

(Ch. 7)

❖注意❖

在本單元中，DML指令包含DQL指令

交易管理

- 交易(Transaction)
  - 是資料庫處理的邏輯單位。它是將一或多個針對資料庫內的資料所做的存取動作 (包括：資料的插入、刪除、修改或查詢...等DML指令)，包裝成單一任務來執行。
    - 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。
- 在商業資料庫系統中，經常會遇到多筆交易同時對同一筆記錄進行存取，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 (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。

- **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，則這一組交易會隨著DDL或DCL指令的結束而自動Commit。**

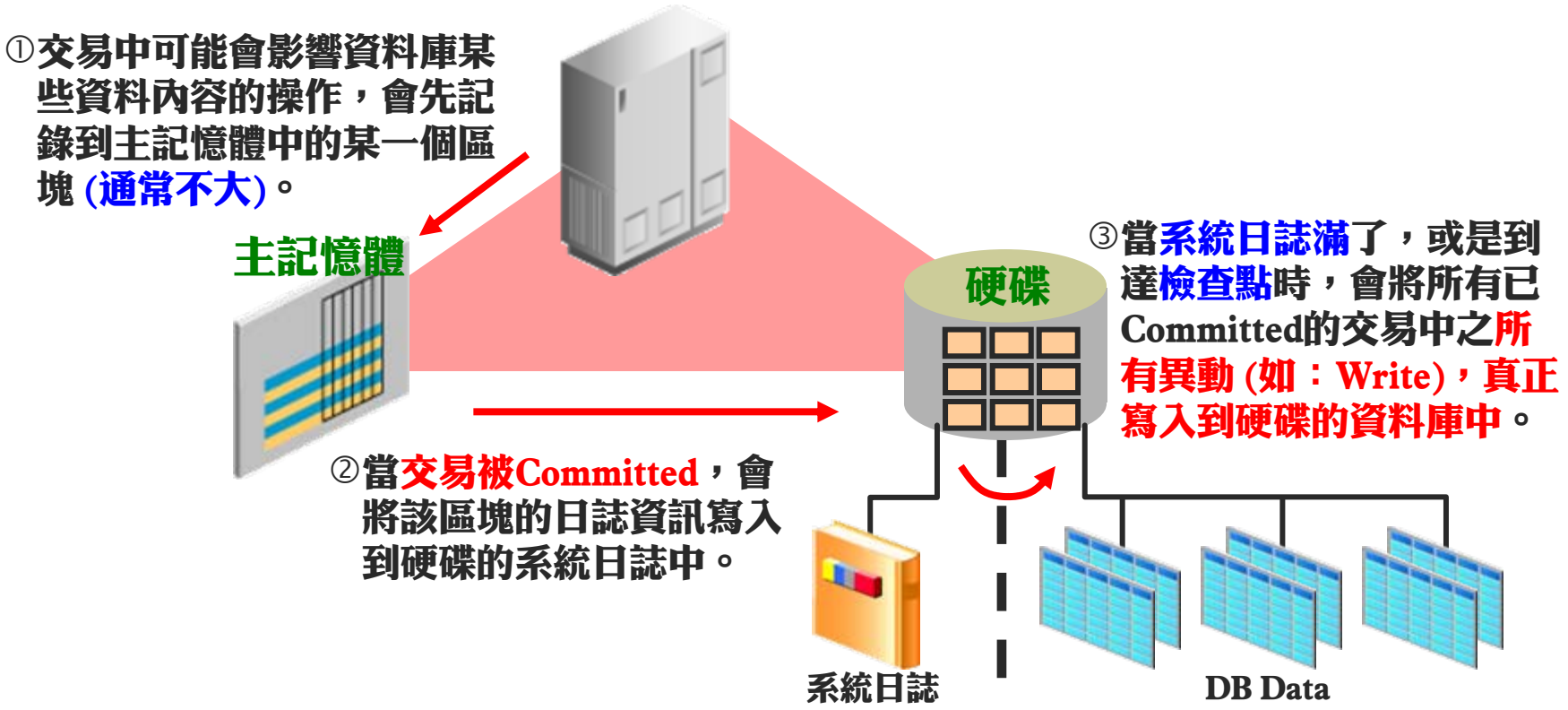
- 當交易進行中，若資料庫系統發生正常/不正常關閉時，DBMS可能會將交易Commit或是Rollback：
  - 以MySQL資料庫系統來說，不論是正常或不正常關閉，該交易皆會被Rollback。
  - 以Oracle資料庫系統來說，若是正常關閉，則該交易會被Commit；若是不正常關閉，則該交易會被Rollback。

- 在交易執行過程中，若遇到系統損毀的情況，我們可以檢查日誌，並使用未來會講授的回復技術，有如下兩種動作：
  - Redo：若交易的所有修改都已記錄到日誌上，但尚未將所有異動資料正式寫入資料庫中，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 (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：



- **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]

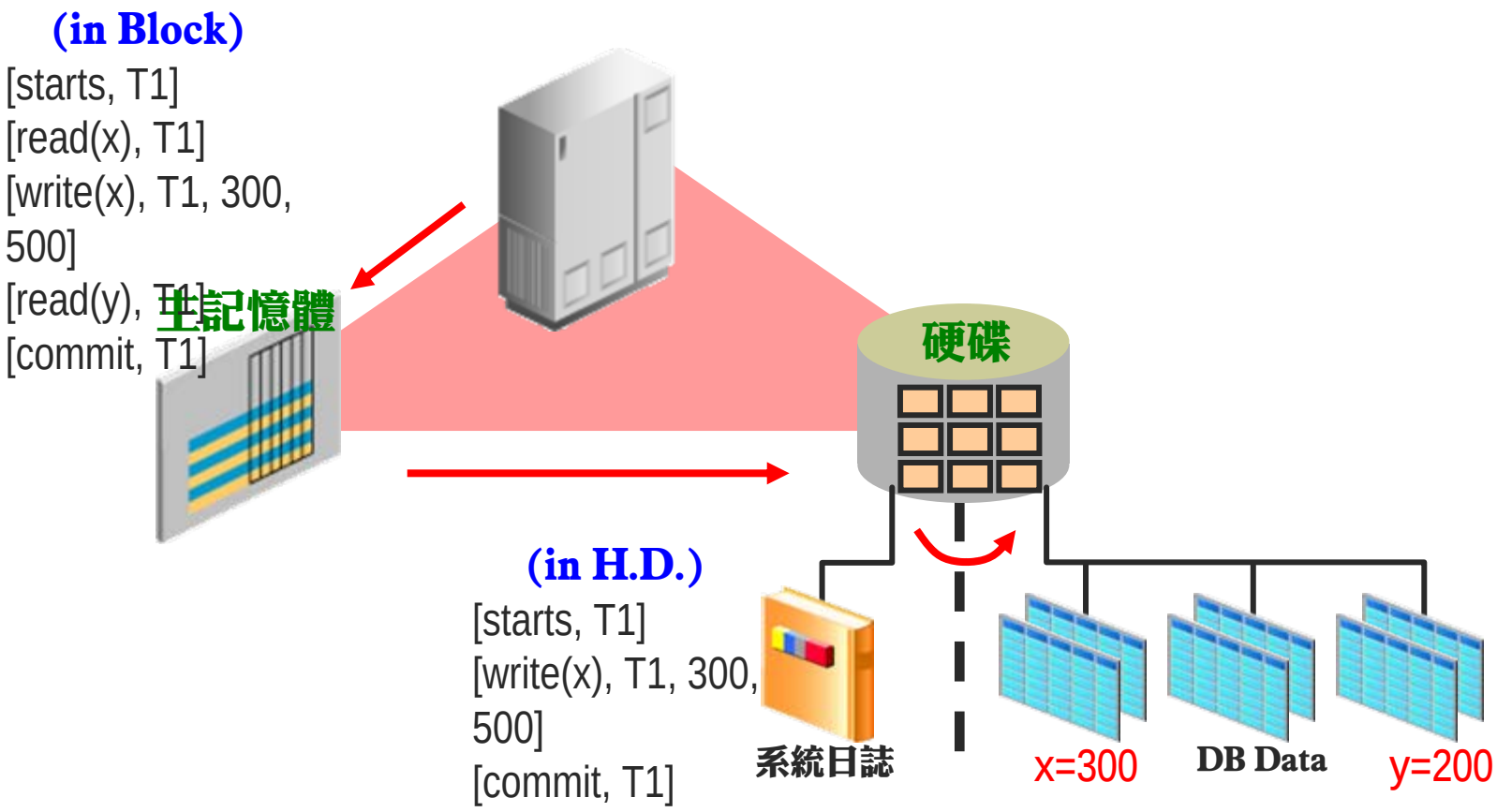
  [write(x), T2, 500, 150]

  [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，則此交易必須被撤回(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。

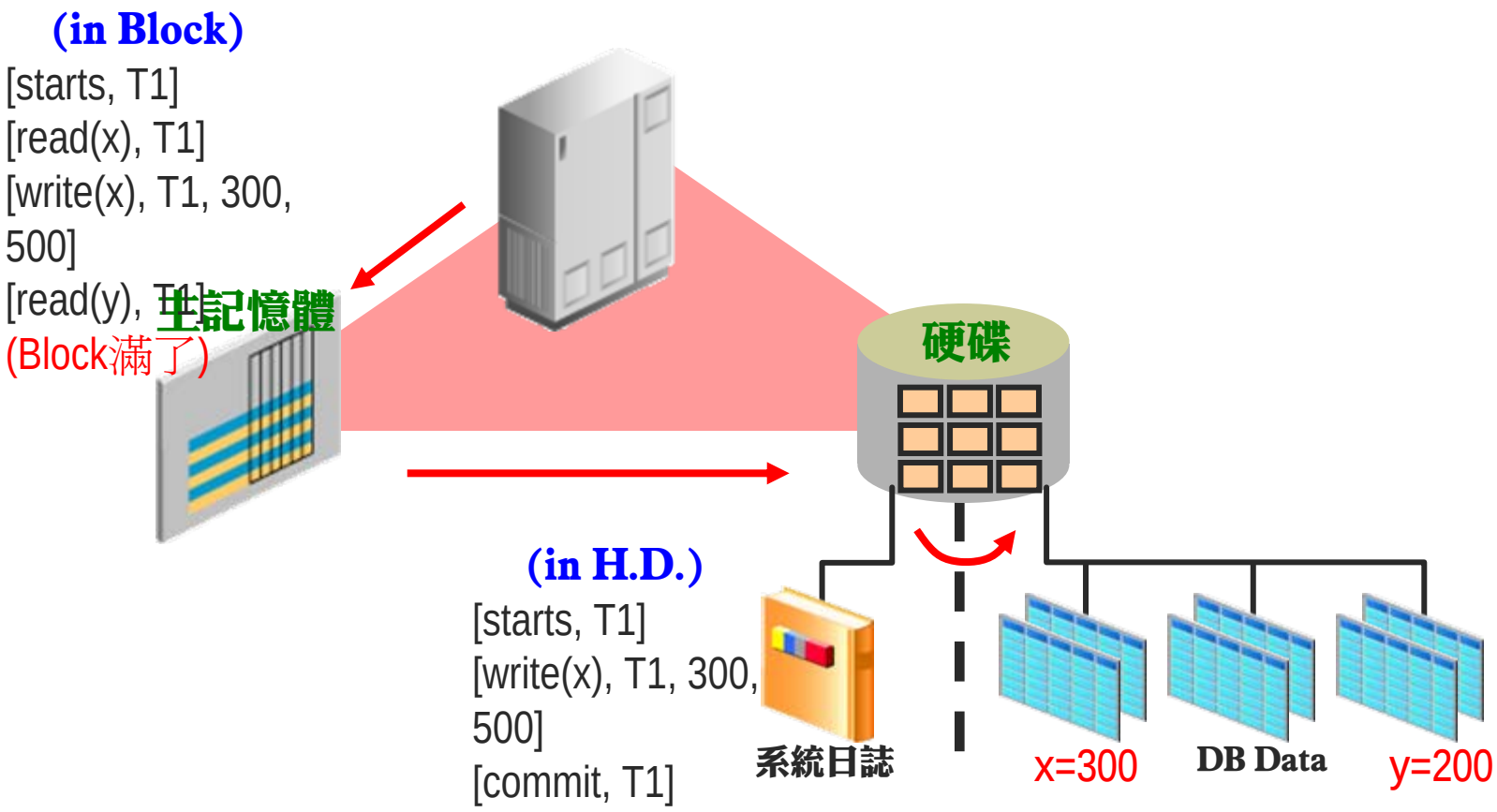
確認點之運作方式：


(in Block)
[starts, T1]
[read(x), T1]
[write(x), T1, 300, 500]
[read(y), T1]
[commit, T1]
主記憶體
硬碟
(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。

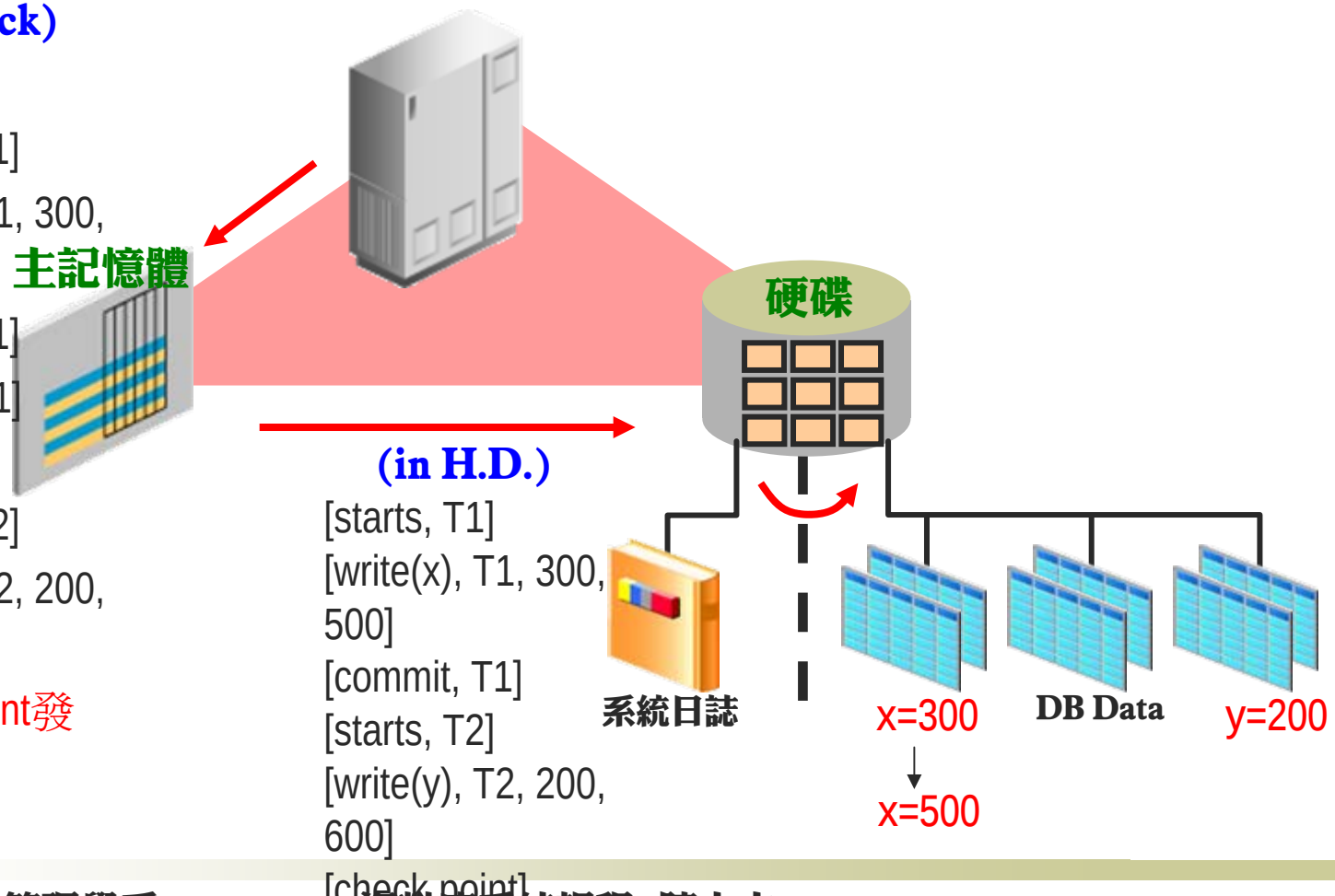
系統日誌強迫寫入之運作方式：



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)**
  - **將主記憶體區塊上的日誌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，則每一個交易操作在S中的出現順序，必須與該操作於原本交易內之順序相同。
- 範例：假設有兩筆交易 T1→r1(x), r1(y), w1(x), c1 和 T2→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

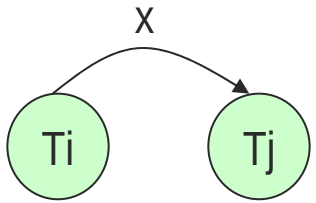
- **序列排程 (Serial Schedule)**
  - 一個具有n筆交易的排程為序列排程，若且唯若此n筆交易的操作皆連續不間斷地被執行，而沒有任何相互交錯的現象。
  - Sa: r1(x), r1(y), w1(x), c1, r2(y), w2(y), r2(x), w2(x), c2
  - 優點：若各交易本身皆為正確，則序列排程可何証資料庫的正確性，無論交易間執行之順序為何，皆不會影響最終結果。
  - 缺點：浪費時間和系統資源，且缺乏彈性。由於排程中的某一操作在執行時，無論其是否使用到CPU或其它資源，皆不可切換至其餘交易的操作去執行。
- **可序列化排程 (Serializable 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**
  - **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，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!!**

- **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。
- **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，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：

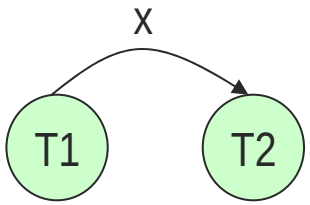


  - 判斷優先順序圖是否含有迴圈(Cycle)
    - 無，則此排程為可序列化(Serializable)
    - 有，則此排程為非可序列化

(1)

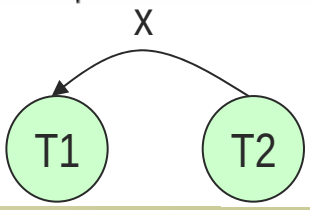
T1	T2
<starts, T_1>	
<read(x), T_1>	
x=x+100	
<write(x), T_1>	
<read(y), T_1>	
y=y-100	
<write(y), T_1>	
<commit, T_1>	
	<starts, T_2>
	<read(x), T_2>
	x=x+250
	<write(x), T_2>
	<commit, T_2>

時間



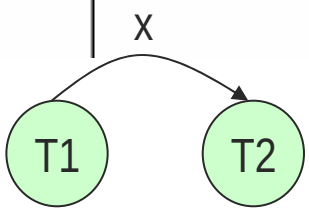
(2)

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



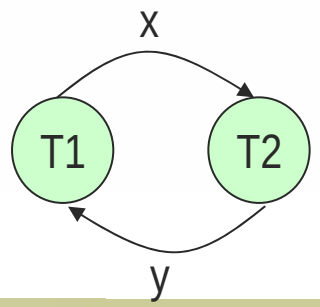
(3)

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>	



(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>	



【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？

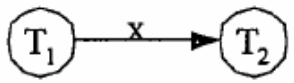
(1) $r_1(x),w_1(z),r_2(y),w_1(x),w_2(m),r_1(y),r_2(m),c_1,w_2(x),c_2$

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

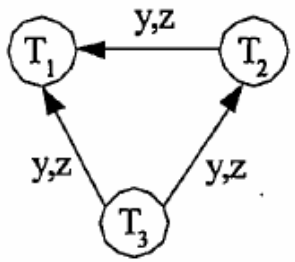
Ans:

(1)



無迴圈，故可序列化。 序列排程：T_1,T_2

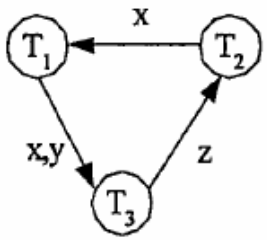
(2)



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