國立中興大學資訊科學與工程學系

碩士學位論文

利用機器學習輔助寫入緩衝管理方案

A Machine Learning-Assisted Write Buffer Management Scheme

研究生：黃聖穎 Sheng-Ying Huang

指導教授：張軒彬 博士 Hsung-Pin Chang

中華民國一百一十一年六月

**摘要**

為了改善SSD效能與壽命，SSD使用了一塊RAM-based write buffer來減少flash memory的寫入次數。然而，由於write buffer容量有限，在面對隨機且大量的使用者requests時，hit ratio仍然不甚理想，因此，本篇論文使用machine learning的方式，來提升write buffer的hit ratio。

由於使用者所送去的request具備時序性，也就是說，前面的requests與後面的requests有一定的關係。要預測具備這樣性質的requests，一般神經網路無法做到，因為一般的神經網路沒辦法得知上一個時間點的輸入，因此這篇論文使用RNN神經網路RNN與一般神經網路不同的地方在於能夠記住上一個時間點的資訊，相較於其他神經網路更適合解決關於使用者I/O的相關問題。

但是RNN並不能做到完美預測，因此我們在online也做了優化，為了避免model誤判使不必要的資料持續被放在write buffer，我們針對很久沒被存取的資料做Demoting，讓那些資料能夠漸漸地從write buffer被踢除，盡可能減少model誤判所帶來的影響。與此同時，我們也參考host端的資訊，讓write buffer在挑選victim block時，透過host端的資訊，也就是預測會被踢到SSD的page number，可以更準確地找出踢除的對象。

**Abstract**

SSD uses a RAM-based write buffer to reduce flush memory write count and improve lifetime and performance. However, due to the limit of write buffer capacity, the hit ratio is not good enough when facing random and large user requests.

This paper uses RNN(recurrent neural network) to improve the write buffer hit ratio. Unlike common neural networks, RNN has internal memory that stores previous state information and is more suitable for solving user I/O-related problems.

But RNN model is not perfect, so we use online demoting for misjudging data, which will move data to the next queue(hot->mean, mean->cold) if data has not been used for a long time. Online demoting can flush unnecessary data from the write buffer and lower the influence caused by model misjudging.

At the same time, we use the host information, which records dirty page numbers that flush to the write buffer. With host information, we can select victim block more accurately.

目錄

[第一章 緒論 1](#_Toc107406659)

[1.1 簡介 1](#_Toc107406660)

[1.2 研究動機 1](#_Toc107406661)

[1.3 貢獻 2](#_Toc107406662)

[1.4 論文架構 2](#_Toc107406663)

[第二章 背景知識與相關研究 3](#_Toc107406664)

[2.1 SSD 3](#_Toc107406666)

[2.2 Write buffer管理方式 4](#_Toc107406667)

[2.2.1 FAB(Flash-aware-buffer management policy) 5](#_Toc107406668)

[2.2.2 BPLRU(Block Padding Least Recently Used) 5](#_Toc107406669)

[2.2.3 Host-aware write buffer management 6](#_Toc107406670)

[2.3 Neural network 8](#_Toc107406671)

[2.4 RNN 9](#_Toc107406672)

[2.4.1 LSTM 10](#_Toc107406673)

[第三章 系統架構與實作方法 14](#_Toc107406674)

[3.1 系統架構 14](#_Toc107406675)

[3.2 AI運作流程 15](#_Toc107406676)

[3.2.1 Offline 15](#_Toc107406677)

[3.2.1.1 Benefit value 16](#_Toc107406678)

[3.2.1.2 Collecting Data 16](#_Toc107406679)

[3.2.1.3 Transform duration value into duration label 17](#_Toc107406680)

[3.2.1.4 Offline training 18](#_Toc107406681)

[3.2.2 Online 19](#_Toc107406682)

[3.2.2.1 Demoting 19](#_Toc107406683)

[3.3 結合AI與Hint 資訊 20](#_Toc107406684)

[3.3.1 選擇victim block 21](#_Toc107406685)

[3.3.2 過早踢除 22](#_Toc107406686)

[第四章 實驗結果 23](#_Toc107406687)

[4.1 實驗環境 23](#_Toc107406688)

[4.2 實驗結果 24](#_Toc107406689)

[4.2.1 Hit ratio 24](#_Toc107406690)

[4.2.2 Response time 27](#_Toc107406691)

[4.2.3 Kick page count 28](#_Toc107406692)

[4.2.4 Improvement 30](#_Toc107406693)

[第五章 結論及未來工作 32](#_Toc107406694)

圖目錄

[圖 2‑1 SSD架構 4](#_Toc107406695)

[圖 2‑2 FAB 架構 5](#_Toc107406696)

[圖 2‑3 BPLRU架構 6](#_Toc107406697)

[圖 2‑4 Page Padding 6](#_Toc107406698)

[圖 2‑5 Host-aware Write buffer management 7](#_Toc107406699)

[圖 2‑6 Logical block-based Data management scheme 8](#_Toc107406700)

[圖 2‑7 Neural Network 9](#_Toc107406701)

[圖 2‑8 Recurrent Neural Network 10](#_Toc107406702)

[圖 2‑9 LSTM 11](#_Toc107406703)

[圖 2‑10 LSTＭ input 12](#_Toc107406704)

[圖 2‑11 LSTM Architecture (多個LSTM單元，在單一時間點內的狀況) 13](#_Toc107406705)

[圖 2‑12 LSTM unfold Architecture(一個LSTM單元，多個時間點的狀況) 13](#_Toc107406706)

[圖 3‑1 系統架構圖 14](#_Toc107406707)

[圖 3‑2 AI架構圖 15](#_Toc107406708)

[圖 3‑3 Offline架構 15](#_Toc107406709)

[圖 3‑4 Write buffer simulator 17](#_Toc107406710)

[圖 3‑5 Generate Duration Label 18](#_Toc107406711)

[圖 3‑6 Online架構 19](#_Toc107406712)

[圖 3‑7 Our Write Buffer Data Placement 20](#_Toc107406713)

[圖 3‑8 AI+Hint架構圖 21](#_Toc107406714)

[圖 3‑9 AI+Hint資訊 22](#_Toc107406715)

[圖 3‑10 誤判的狀況 22](#_Toc107406716)

[圖 4‑1 IOzone Write hit raito 24](#_Toc107406717)

[圖 4‑2 IOzone Total hit ratio 24](#_Toc107406718)

[圖 4‑3 UG-fileserver Write hit ratio 25](#_Toc107406719)

[圖 4‑4 UG-fileserver Total hit ratio 25](#_Toc107406720)

[圖 4‑5 Postmark Write hit ratio 26](#_Toc107406721)

[圖 4‑6 Postmark Total hit ratio 26](#_Toc107406722)

[圖 4‑7 IOzone Response time 27](#_Toc107406723)

[圖 4‑8 UG-fileserver Response time 27](#_Toc107406724)

[圖 4‑9 Postmark Response time 28](#_Toc107406725)

[圖 4‑10 Postmark Kick page count 29](#_Toc107406726)

[圖 4‑11 UG-fileserver Kick page count 29](#_Toc107406727)

[圖 4‑12 IOzone Kick page count 29](#_Toc107406728)

[圖 4‑13 AI improvement in Total hit ratio 30](#_Toc107406729)

[圖 4‑14 AI improvement in Write hit ratio 31](#_Toc107406730)

[圖 4‑15 AI+Hint improvement in Total hit ratio 31](#_Toc107406731)

[圖 4‑16 AI+Hint improvement in Write hit ratio 31](#_Toc107406732)

表目錄

[表 2‑1 快閃記憶體的基本操作單位 3](#_Toc107406733)

[表 4‑1　Trace特性說明 23](#_Toc107406734)

[表 4‑2 Offline parameter 23](#_Toc107406735)

[表 4‑3 Online parameter 24](#_Toc107406736)

# 第一章 緒論

## 簡介

NAND flash memory組成的固態硬碟(SSD)，比起傳統的HDD具備速度更快、抗震性佳、體積小等特性。近年來，SSD價格逐漸下降，且容量變大，漸漸取代傳統硬碟，現今手機、平板等許多儲存裝置都使用SSD。

但是SSD仍然存在些許缺點，像是，NAND flash memory無法in-place-update，這讓SSD在更新資料變得較為麻煩，首先要知道在SSD讀寫最小單位是page，但擦除的單位卻是block，若想原地覆寫一個page，必須先擦除那個page所在的block，然後才能寫入。此外，NAND flash memory的每一個block有被擦除的次數上限，當一個block被擦除次數超過上限，代表這個block無法被存取，為了能盡可能延長SSD的壽命，通常會在SSD上層加入一個RAM-Based的buffer，也就是write buffer，短時間內頻繁被寫入的資料，可以先在write buffer內in-place-update，這樣的做法可以大量減少flash memory被寫入的次數，進而提升SSD的壽命，而write buffer要產生作用，勢必需要具有一定的hit ratio，因此victim block就很重要。

## 研究動機

目前，page cache與write buffer都是各自獨立運作，因此write buffer在選擇替換victim時，可能會做出不好的選擇，導致過早剔除，為了能夠更精確地挑選替換的victim，我們使用Host-aware Write buffer Management [1]中從Host端所預測的資訊，來幫助我們選擇victim，提升write buffer的hit ratio，減少Flash memory的寫入次數，提升SSD的壽命。

此外，由於我們無法得知未來的資訊，對於使用者隨機的requests，在挑選victim時，容易做出錯誤的判斷，為了解決這樣的問題，我們使用machine learning來預測，希望machine learning藉由訓練能夠掌握到我們無法得知的【未來】資訊，進而做出更精準的判斷。

## 貢獻

本篇論文利用AI來選擇合適的victim block踢除，根據資料的特性，AI model會判斷出資料屬於hot data or cold data，並依照AI model預測的結果決定踢除資料的順序，並在Online使用Demoting降低AI model誤判所造成的影響。

此外，為了更進一步提升hit ratio，我們參考了主機端的資訊(Hint queue) [1]，結合現有的AI model，讓write buffer不但能夠得知當前資料的特性(hot data/code data)，也能知道未來有哪些資料可能被寫入。根據這些資訊，來決定該優先將那些block挑選為victim。

## 論文架構

第二章介紹一些相關的背景知識以及write buffer的相關論文， 第三章描述本論文的架構與實作方法，第四章為實驗數據與分析。最後，第五章為結論、未來工作。

# 第二章 背景知識與相關研究

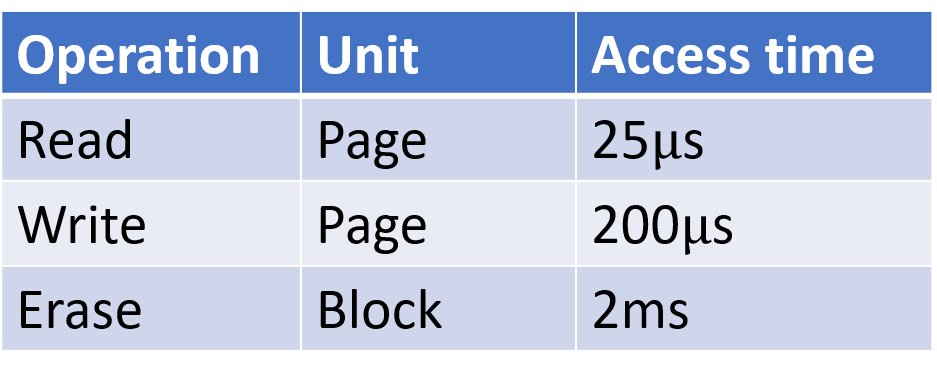
本章先介紹SSD相關背景知識，接著介紹Linux flash方式、快閃記憶體的特性、固態硬碟的管理方法，最後介紹Neural Network的運作和LSTM



## SSD

SSD是由NAND Flash memory所組成，因為是非揮發性記憶體，因此能在斷電的情況下仍然保存資料，此外還有一些吸引人的特性，例如，體積小、抗震，但最吸引人的部分在於它的速度，比起HDD快上非常多，因此漸漸被個人電腦、手機、平板當作主要的儲存裝置。

表 2‑1 快閃記憶體的基本操作單位



如表2-1，基本操作可分成read、write、erase，但由於NAND Flash memory的物理特性，SSD存在幾個缺點：

1. 從表2-1得知，read/write速度不對稱
2. NAND Flash memory out-of-place-update的特性，當NAND Flash memory在overwrite時，沒辦法像HDD一樣in-place-update，必須找另一個空的block才能夠寫入，這讓NAND Flash memory在overwrite時，變得很麻煩，首先，每次overwrite都找新的block寫入，很耗費NAND Flash memory的空間與時間，因此會需要在空間不足時，藉由erase來釋出更多空間，而erase的最小單位又與read/write不同，是以block為單位。
3. 每個block有erase的次數限制，如果過於頻繁的erase，當某個block達到erase次數上限，這時候所有block都無法再被存取

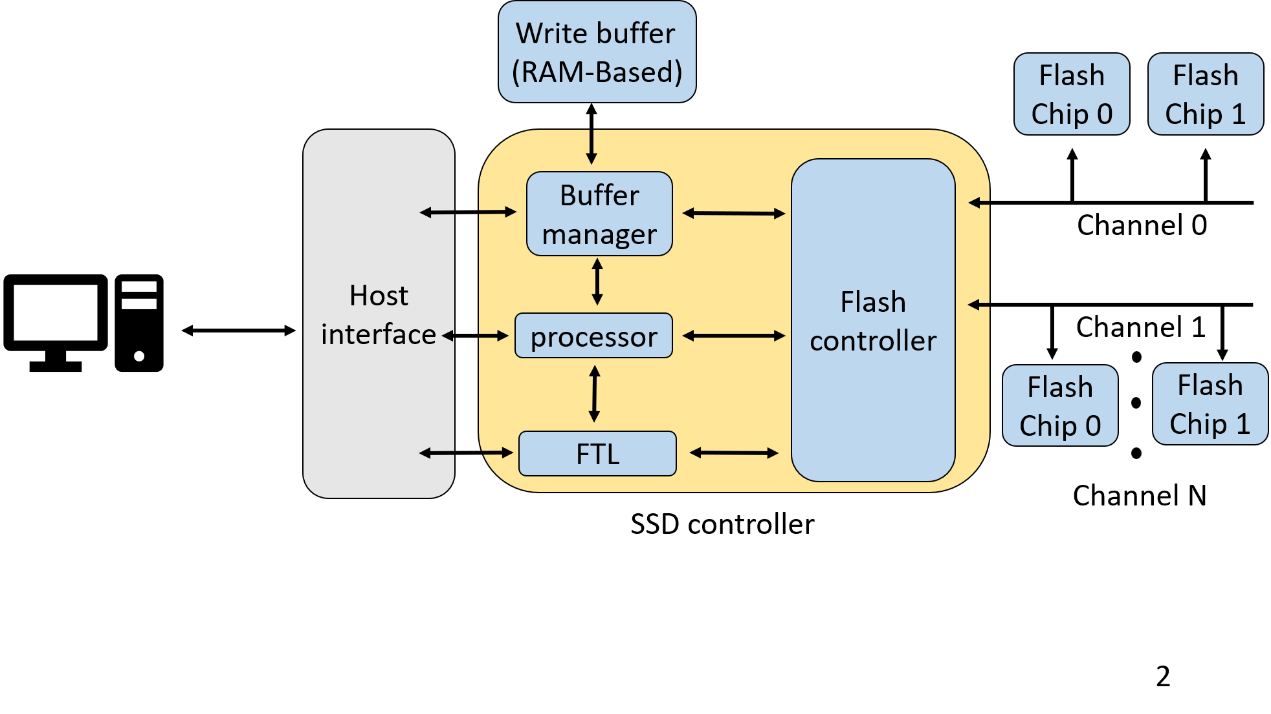


圖 2‑1 SSD架構

接下來介紹SSD架構圖，如圖2-1可看到SSD內部由process、buffer manager、flash controller所組成，SSD controller負責處理內部元件運作以及與host interface之間的溝通，而SSD controller內部有FTL做為控制中樞，此外，為了減少寫入次數& response time，SSD使用一塊RAM-Based write buffer放在SSD的上層吸收來自host端的write request，只有在write back，或是write buffer滿的時候，才需要寫入NAND Flash memory。

## Write buffer管理方式

為了延長NAND Flash memory的壽命，目前常見的方法是將一塊RAM-based write buffer放到NAND Flash memory的上層，當page cache將資料從host端踢下來時，資料會先在write buffer做寫入，若之後寫入同樣資料，就會直接在write buffer hit。等到write buffer滿了，或是之後做寫回的時候，才會需要寫入NAND flash memory，以這樣的方式，可以大量減少NADN flash memory的寫入，進而達到延長SSD壽命的目的。

然而，write buffer能夠延長SSD壽命，是建立在【hit ratio夠高】這個前提下，因此，該踢掉那些資料、該保留那些資料，成為一個不可忽視的重點，接下來介紹幾個常見的write buffer管理策略。

### FAB(Flash-aware-buffer management policy)

在NAND flash memory中，Erase是以block為單位，因此，一次將越多page寫下去，之後在做GC所花的時間成本就會越少。

FAB的設計主要就是以這個概念為核心，如圖2-2，對FAB來說，不會先去選擇LRU端的block，而是會先選擇擁有最多page的block。如果有多個block的page數目相同時，如圖2-2中，LB 0、LB 6、LB 3都有3個page，也就是說他們都是victim block的候選人，那這時候，會去挑選位於victim block候選人當中LRU端的block，也就是LB 0。

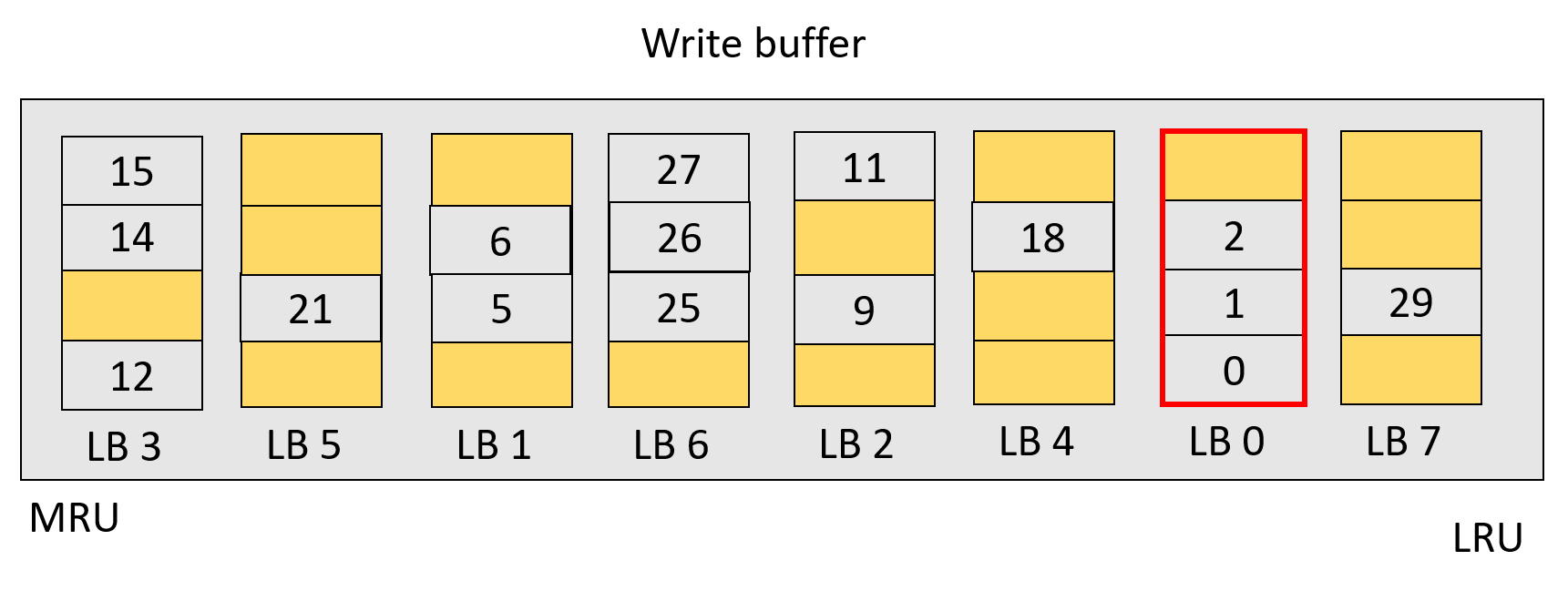


圖 2‑2 FAB 架構

### BPLRU(Block Padding Least Recently Used)

BPLRU [2]同時考慮了temporal locality和spatial locality，一方面，將同個logical block的page放在一起，另一方面，只要存取到logical block的任何一個page，就會將整個block移到MRU端(如圖2-3)。

當write buffer滿了，會選擇LRU端的LB7當成踢除的對象，此外BLPRU [2]為了減少GC的時間成本，會執行【Page padding】，如圖2-4，先將victim block沒有的資料(page 5、page 7)從Data block讀到write buffer，再寫入NAND flash memory，讓原先的block成為invalid block，可以節省之後GC所花的時間成本。

最後，BPLRU [2]還有一項機制叫做【LRU compensation】，當write buffer中某個block被循序寫滿時，就將它擺放到LRU端，讓它能夠優先被踢掉。

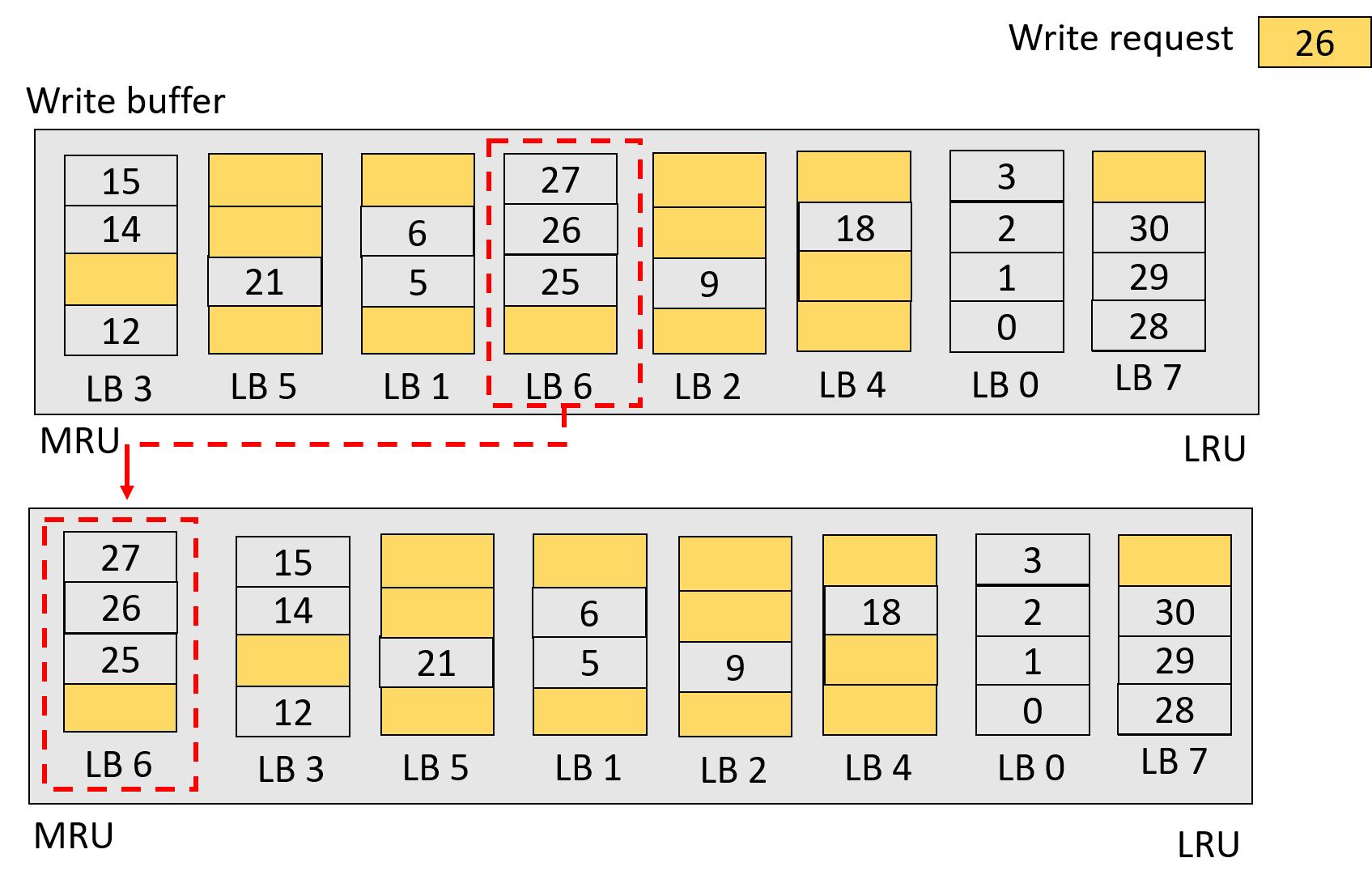


圖 2‑3 BPLRU架構

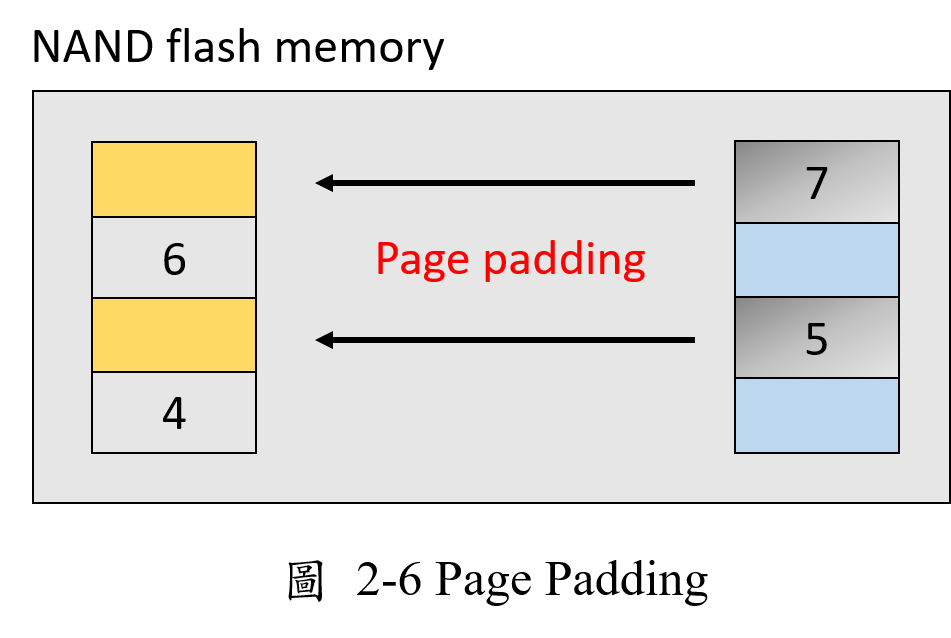


圖 2‑4 Page Padding

### Host-aware write buffer management

Host-aware Write buffer Management [1]為了能更準確的挑選victim block，write buffer在挑選victim block時，會參考Hint queue資訊。

Page cache會在三種狀況下將資料踢到SSD：

1. Replacement：當Page cache滿了，會將資料踢到SSD，此時會優先選擇LRU端的dirty page。
2. Dirty amount：當dirty page ratio達到所制定的threshold時，會將LRU端的dirty page踢到SSD
3. Dirty time：:為了避免MRU端的dirty page一直沒被寫回，Page cache會定期監測每個dirty page待在Page cache的時間，超過某個threshold，就會將dirty page給踢下去。

根據這三種Flush方式，Host-aware Write buffer Management [1]會週期性預測即將被寫入到SSD的dirty page，然後將dirty page number存在SSD內部的Hint queue給write buffer當作挑選victim block的參考，如圖2-5，如此一來，就能夠避免挑選【即將被寫入】的block為victim block。

此外，由於write buffer在選擇victim block時，為了減少GC所花的時間，會傾向於將large block給踢下去，但是write buffer通常是以logical block的方式擺放，這時候會產生一個問題，如圖2-6，logical block 4位於LRU端，同時也是large block，理論上踢下去可以節省不少GC的時間成本，但實際上logical block 4在Flush memory的擺放位置並不如預期，在Flush memory，Logical block 4被分散寫入到不同的physical block，如此一來，仍然會增加GC所花的時間。因此Host-aware Write buffer Management [1]將資料以physical block的方式放入write buffer，在write buffer就直接得知資料實際的擺放位置，避免挑選到錯誤的victim block。

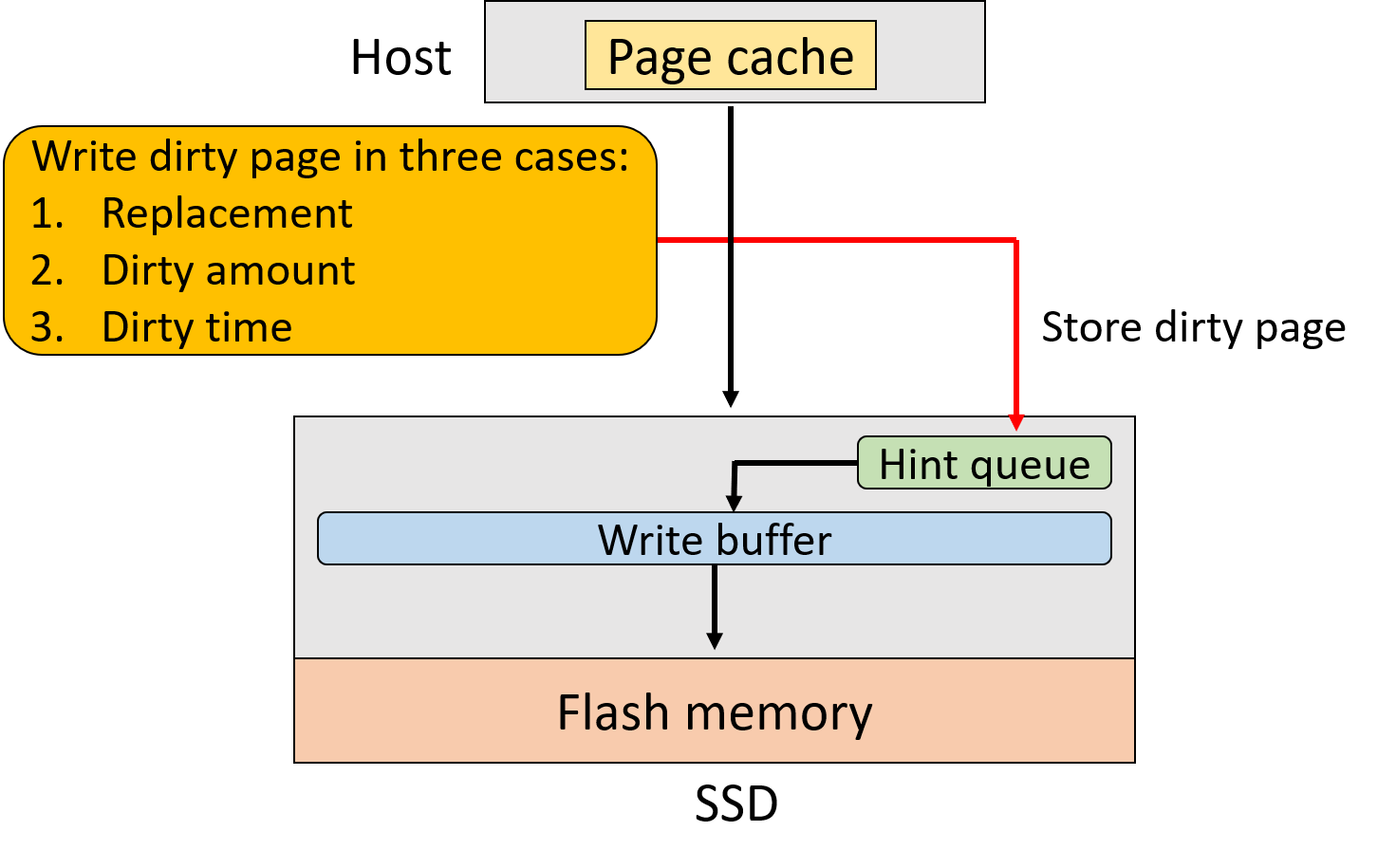


圖 2‑5 Host-aware Write buffer management

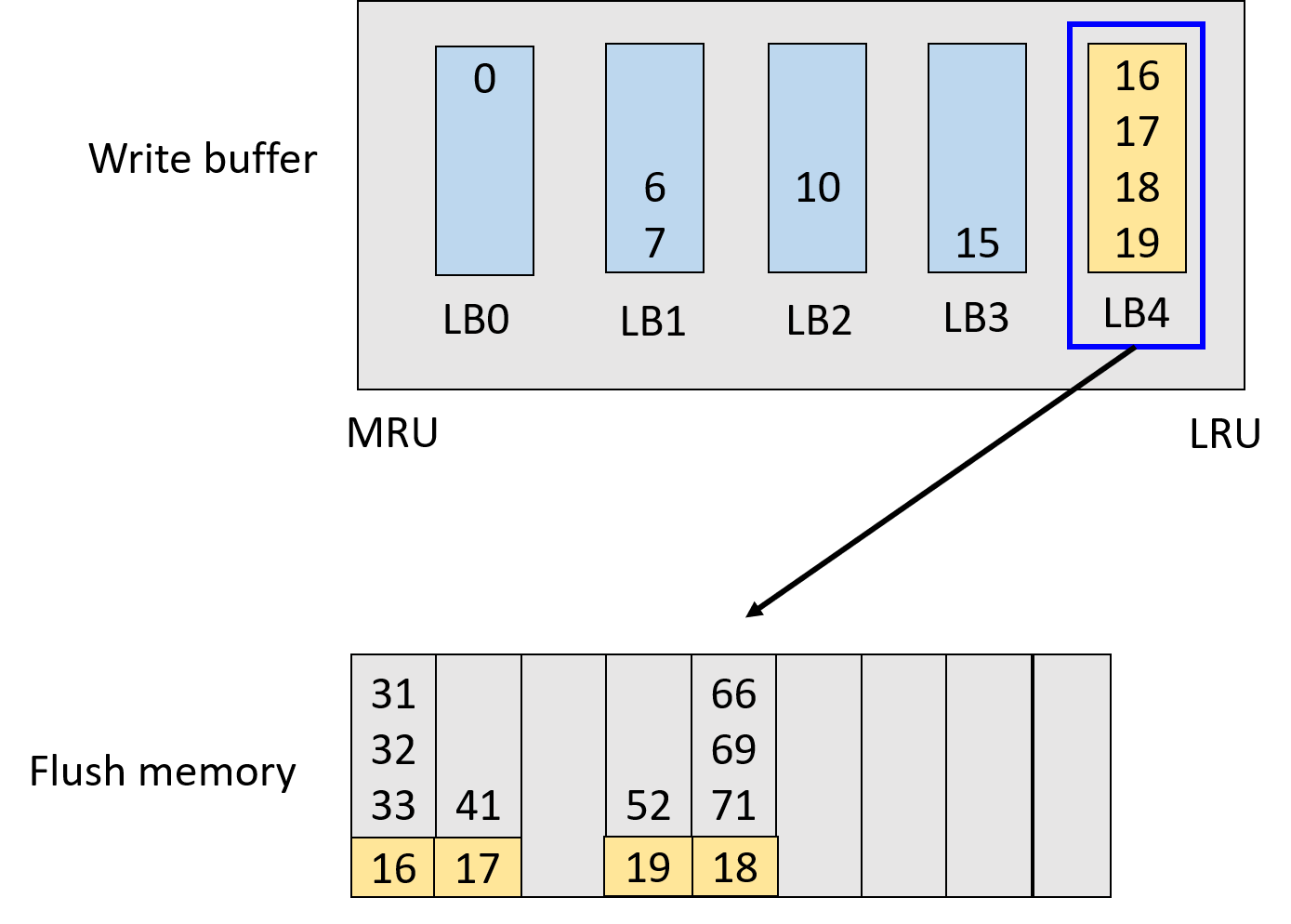


圖 2‑6 Logical block-based Data management scheme

## Neural network

Neural network，顧名思義就是神經網路，神經網路的目的其實只是在【尋找function】，給它一個input，它要給你一個output，只是這個output必須符合當下任務的答案，也就是說，如果目的是預測股票售價，那這個output就必須是一個價格。但要找出這樣的function以人來說是很難做到的，因此才需要讓機器幫我們學出來。

以圖2-7為例，我們給的input是x1, x2…xn，假設我們設定為fully connected，也就是每個input feature會對應到每一個Neural。一開始，每個input feature要送進任何一個Neural都會有一個對應的權重，以一個Neural來說，它會算出所有送進來的input feature乘上對應的權重總和再加上bias，也就是)+bias，算出的結果就是yi，bias的作用是為了讓相乘相加的結果為0時，至少有數字可以輸出。但是因為輸出的yi是一個線性函數，線性函數的輸出有所限制，也就是，輸出的值一定要是同一條線上的點，逼近目標函數的能力也因此有所限制，因此我們必須讓Neural Network裡面存在非線性函數，如此才能夠逼近目標函數。

而讓model從線性轉換成非線性的關鍵，就在於圖2-7的後半段【activation function】，經過activation function這個非線性函數，可以讓輸出不受限制，加強Neural Network的表達力，也因此讓這個Neural Network可以透過學習逐步逼近目標函數。

通過activation function後，根據目的不同，輸出的形式也會有所不同，以圖2-7來說，目的是分類，因此輸出就是三維。在輸出後，會根據正確答案與預測的答案，透過Loss function來算出預測值與正確答案之間的差距，再透過Backpropagation將這資訊回傳回去，讓Neural Network調整權重，逼近正確答案。

而我們平常在講的model，其實就是在講【訓練過後找出的目標函數】，訓練的目的單純是為了盡可能逼近目標函數。

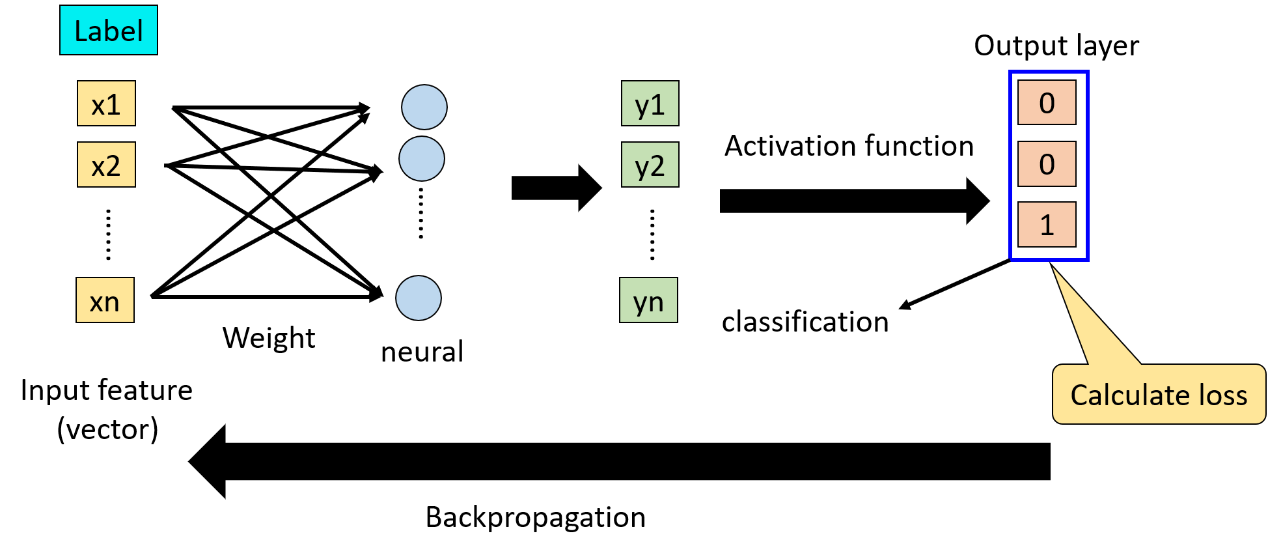


圖 2‑7 Neural Network

## RNN

RNN(recurrent neural network)主要用於負責需要時間的任務，它相較於一般神經網路的優勢在於能夠記憶，因為一般神經網路不論多麼複雜，都只能接收當下的input，無法透過過去的資訊預測未來的結果。而RNN則是能夠處理【在一定的週期內行為規律能被預測的任務】，利用上次的資訊，去預測下次的資訊，利用下次的資訊，去預測下下次的結果。

如圖2-8，RNN簡單講其實就是能夠記憶的Neural Network，而RNN又分為simple RNN以及LSTM，這篇論文中，我們主要使用LSTM(Long short-term memory)，因此接下來主要針對LSTM作介紹。

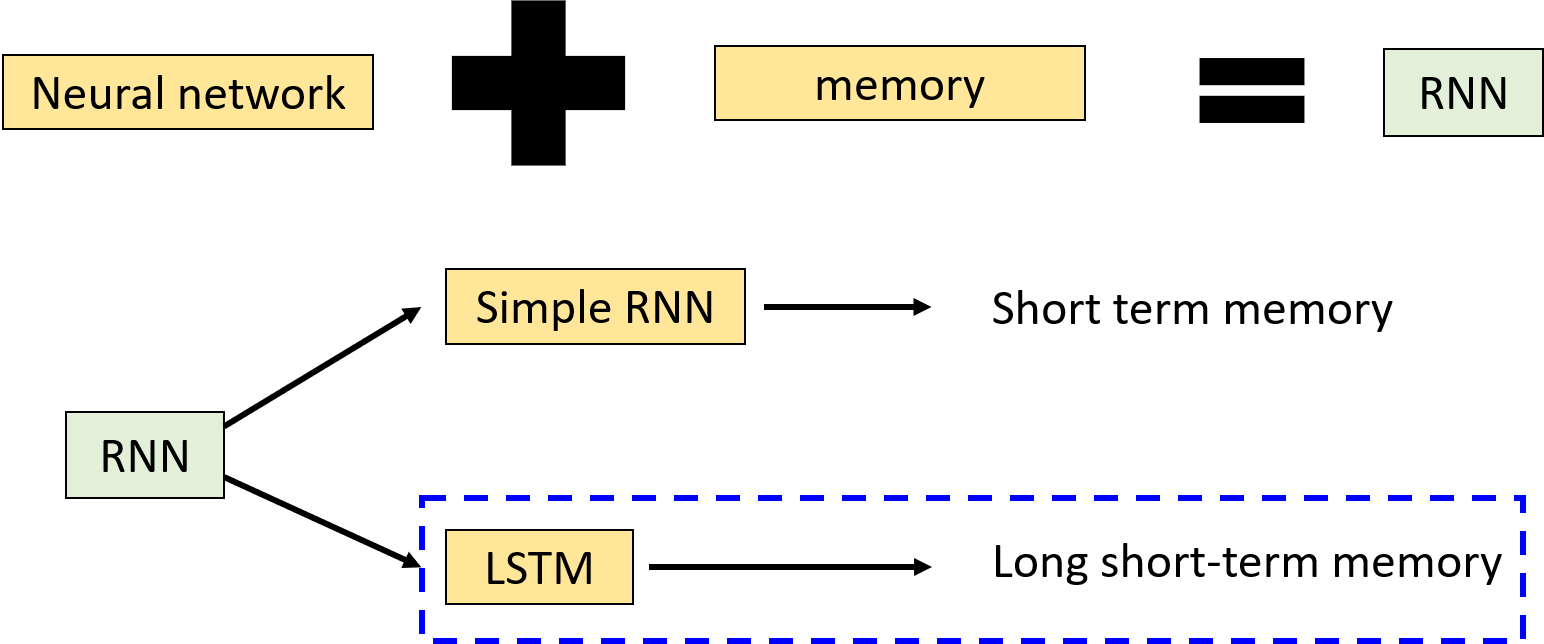


圖 2‑8 Recurrent Neural Network

### LSTM

說到LSTM(Long short-term memory)，其實就是在講RNN(recurrent neural network)，一般而言，RNN分成兩種，一種叫做simple RNN，另一種就是在講LSTM，兩者差別在於，simple RNN只能夠處理需要短期記憶的任務，而LSTM能夠處理長期記憶的任務，因此才會被稱為Long short-term memory。

LSTM本身分成3個gate，分別是【forget gate】【input gate】【output gate】，這三組gate會各自決定【是否要讓當下資訊往前傳遞】。如下圖2-9，g是希望能夠被放到memory cell( C )的資訊，而Zi則是進入activation function的input，由於LSTM主要是以gate形式去運作，因此這裡的activation function是使用sigmoid，主要是利用sigmoid output 為0~1的這個特性，能夠以0來表示關閉gate，1表示將gate開啟。

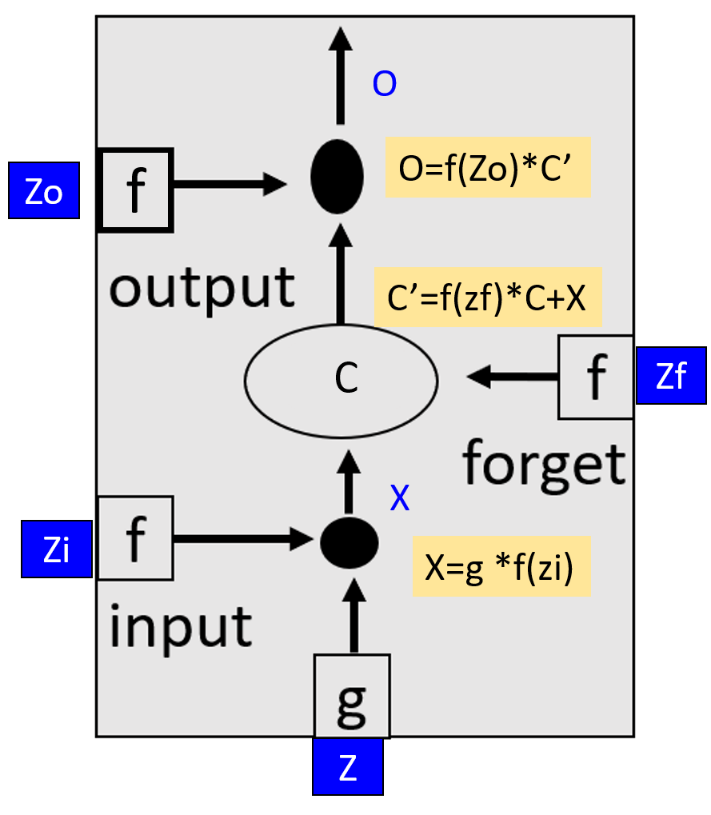


圖 2‑9 LSTM

當input的資訊(g)進入memory以前，會先與f(zi)相乘，由f(zi)決定是否要將資訊往前送，若f(zi)=1，這時候資訊，也就是X，才會進入memory cell( C )，在進入memory cell以前，會先依照第二個gate，也就是forget gate來決定是否要記住【當下memory cell的資訊( C )】，換句話說，也就是上次存入memory的資訊( C )，而這個也是由activation function所決定，也就是f(zf)。

所以當X實際被放入memory cell以前，會先加上f(zf)\*【上次memory cell的資訊( C )】，假如model認為上次的資訊無助於學習，甚至有害，那f(zf)的output就會是0，反之，則會output 1，最後會將相加後的結果(C’)覆蓋掉memory cell現有的資訊。

通過memory cell之後，仍然不一定能夠成功output，因為接著會經過output gate，要將目前的資訊(C’)\*f(zo)，最終由f(zo)決定是否要output，若f(zo)判定為可以輸出，那才會真的將資訊( O )輸出。到目前為止，只是說明1個LSTM unit在1個時間點的output，然而，LSTM同一時間點通常是多個unit，且通常會去看多個時間點，因此，接下來會介紹進入每個gate的input到底是如何產生的。

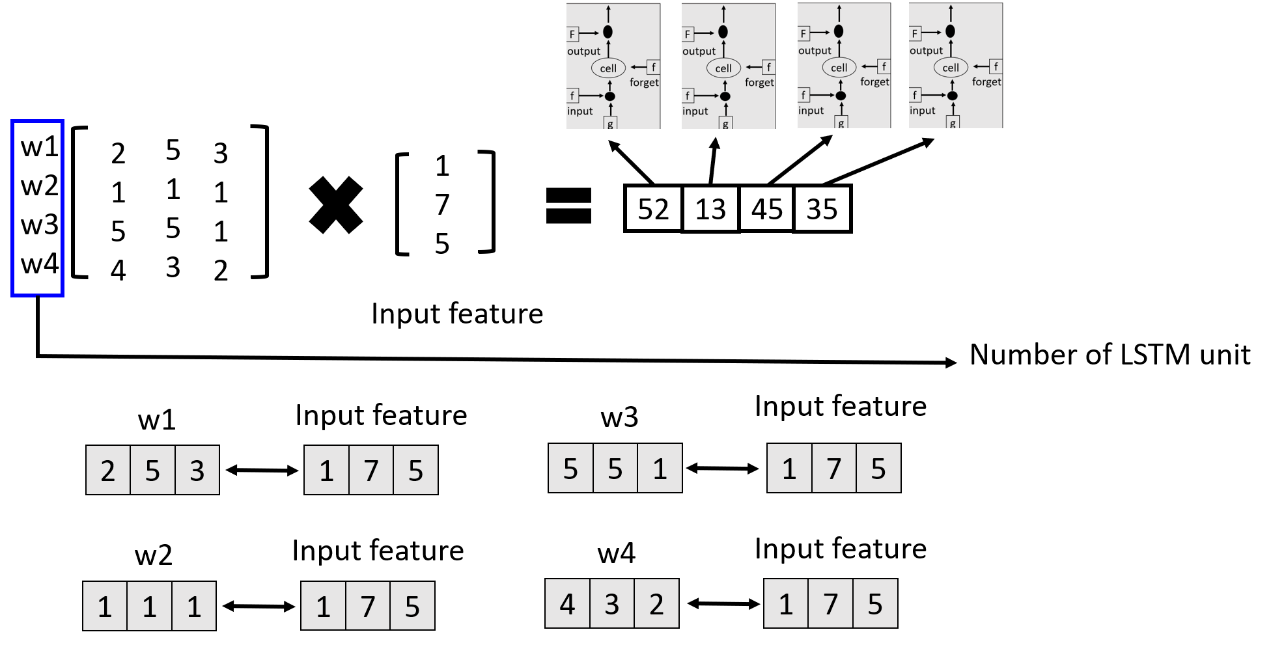


圖 2‑10 LSTＭ input

當input feature進入LSTM後，會乘上4個不同的權重矩陣，目的是為了操控input gate、output gate、forget gate、input，會多出一個input是因為神經網路input本身原本就是有對應的權重，因此input也會有對應的權重矩陣。

如圖2-10，假設當前是要產生input gate的input，首先會乘上一個權重矩陣，而這個權重矩陣會包含n組權重，以圖2-10來說，就是4組，這就是input gate權重的個數，而這個個數，也會決定同一時間，會有多少個LSTM單元。因為每一組權重會和input feature做矩陣乘法，而做完矩陣乘法會得到一個純量，圖2-10有四組權重，那就會是4個純量，這4個純量就是圖2-10上方的【52、13、45、35】，而這4個純量，會各自去操控一個LSTM unit的input gate，前面圖2-9，Zi就是4個純量中的其中一個，然後Zo, Zf, Z也是以相同方式算出來的。

由於每個時間點輸入的資訊不同，所以每個時間點也都有各自LSTM的output，有時候為了特殊目的，會抓取特定時間點的output，但在本篇論文中，所抓取的是最後一個output，比如說model看16個時間點，那就會是拿time stamp 16的output當作output。最終，會將各個LSTM unit output，合併為一個向量，以圖2-11來說，input feature X乘上4個不同的權重矩陣後，會得到4個不同的vector Zi, Zo, Zf, Z，分別用來控制LSTM的4個gate，每個時間點這四個vector會同時控制多個LSTM unit，每經過一個time stamp，memory cell的資訊就會被下一個時間點的資訊所取代，有可能會包含上一個時間點的memory cell資訊，也有可能不包含，如圖2-12，經過了多個時間點，最終每個LSTM unit會output一個純量，以圖2-10為例，就是4個純量，然後將這四個純量合併為一個向量，如圖2-11。

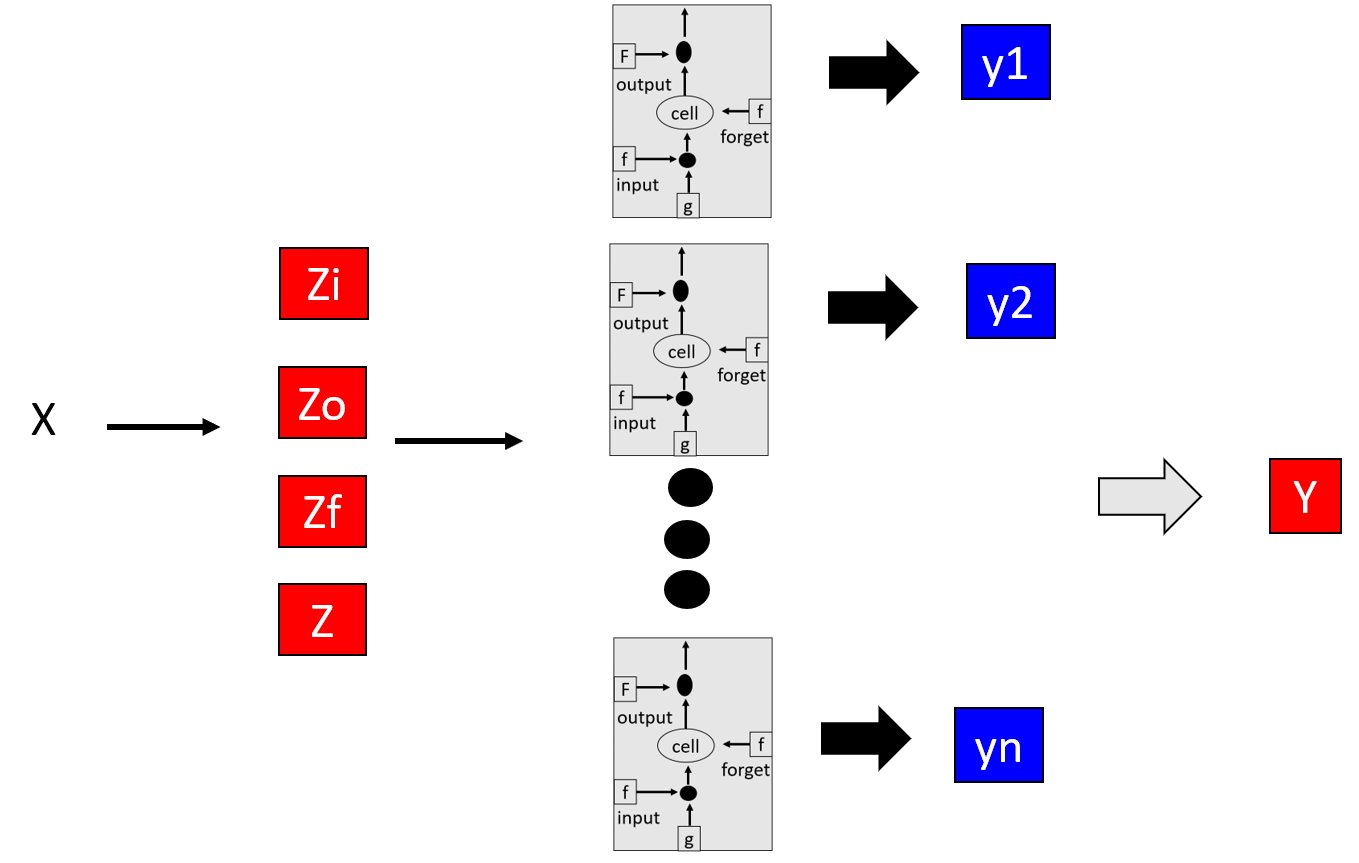


圖 2‑11 LSTM Architecture (多個LSTM單元，在單一時間點內的狀況)

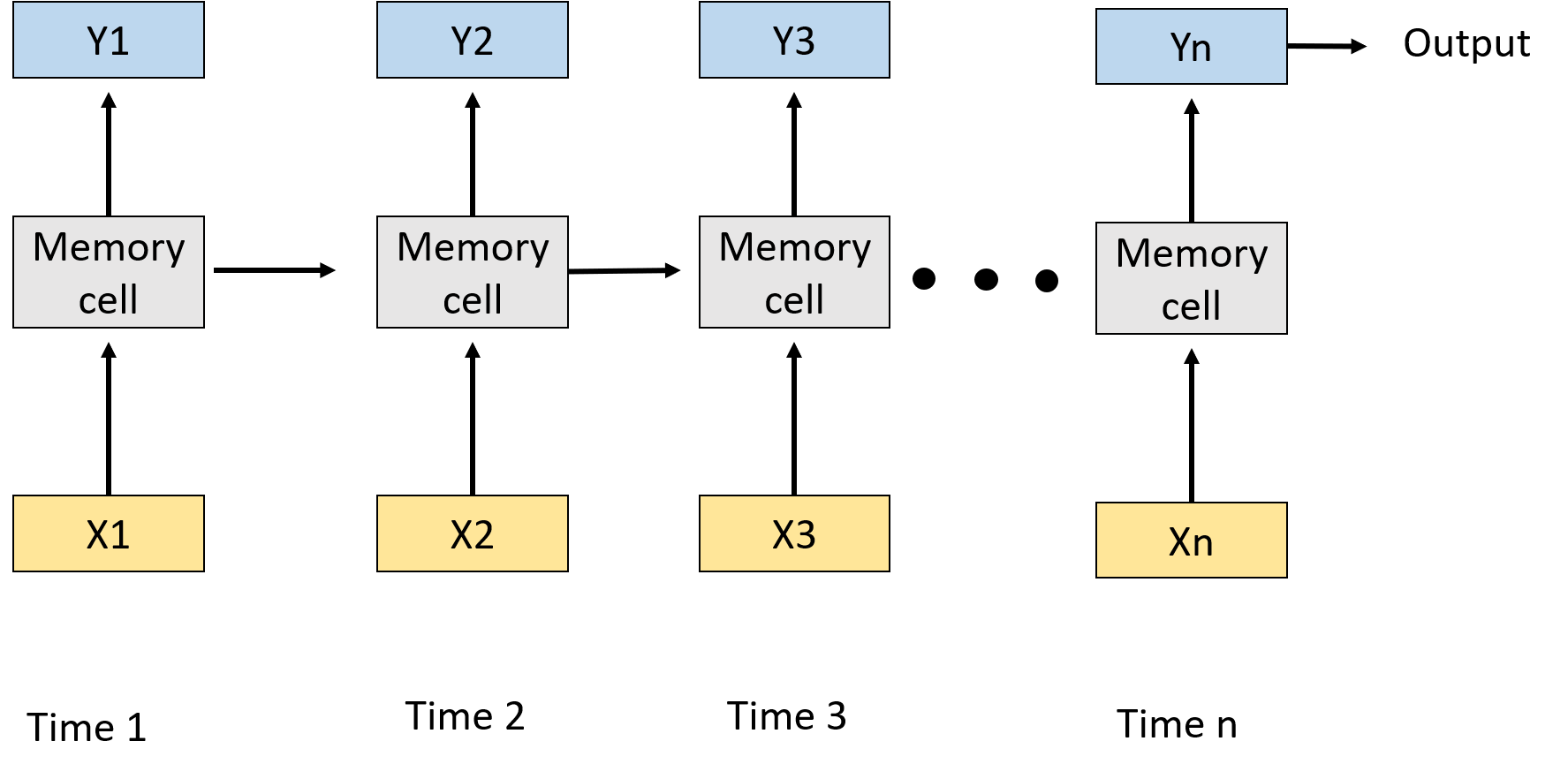


圖 2‑12 LSTM unfold Architecture(一個LSTM單元，多個時間點的狀況)

# 第三章 系統架構與實作方法

## 系統架構

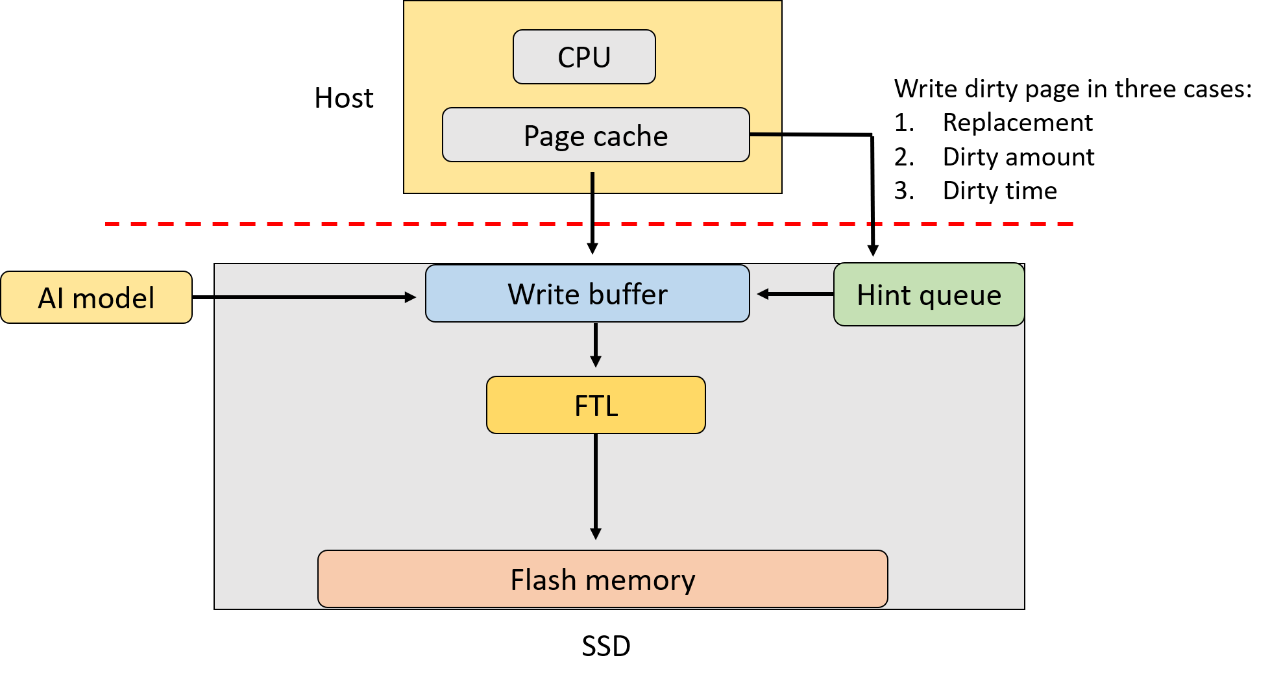


圖 3‑1 系統架構圖

圖3-1是我們的系統架構，上層Host端分成CPU與Page Cache，下層為SSD，SSD內部有Hint queue與RAM-based Write Buffer，以及FTL和Flash memory。

Page Cache在三種情況會將dirty page寫入write buffer，【Page Cache已滿】【Dirty page ratio在Page Cache待超過一定時間】【Dirty page ratio超過某個threshold】，藉由週期性預測Page Cache的Dirty Page，將預測會被寫入的Dirty Page number寫進Hint queue，然後送到SSD中，透過這樣的方式，讓write buffer能夠獲取host端的資訊，達到host(hint queue)與SSD(AI model)相互合作效果。

另一方面，使用AI model預測的結果和Hint queue的資訊，選擇合適的victim block 踢除。

## AI運作流程

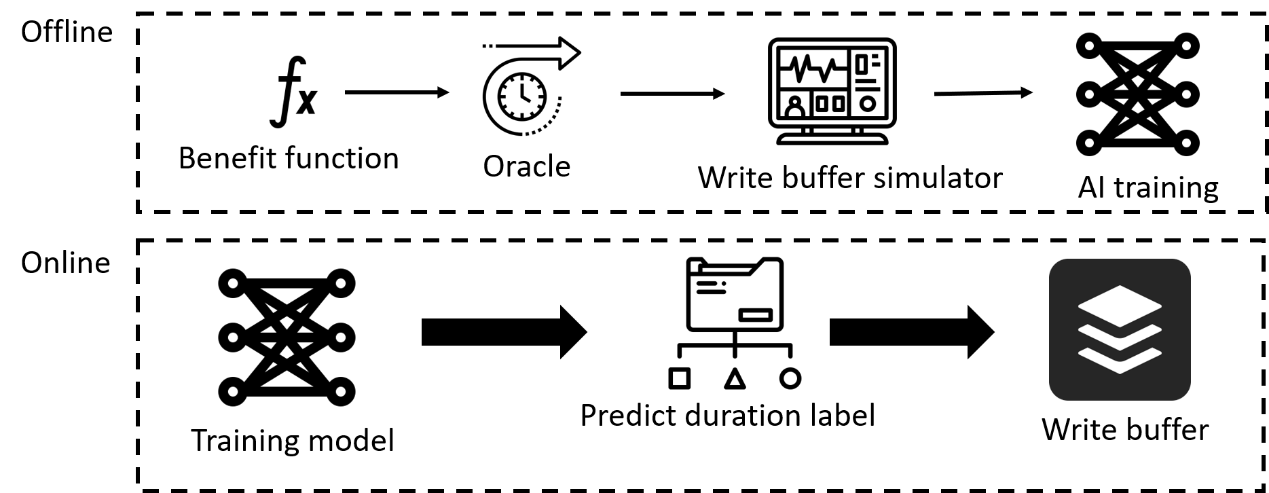


圖 3‑2 AI架構圖

AI 會分成online testing、offline training兩階段，如圖3-2，在offline 部分，會先將整個trace執行一次，獲得每個block的benefit value，接著進入write buffer simulator，產生出duration value，先將duration value轉成duration label形式，再將duration label送進AI model當成比對用的label做訓練。

Online部分，會利用訓練好的model預測當下進入write buffer的requests，區分為Cold, Mean, Hot三種duration label，之後write buffer就可以依照預測出來的duration label來選擇victim block。由於考慮到也許會發生預測錯誤的問題，例如明明不常被存取，卻被放置於很常被存取的queue，這時候就會藉由Demoting，漸漸將那些不常被存取的block從write buffer踢掉。

### Offline

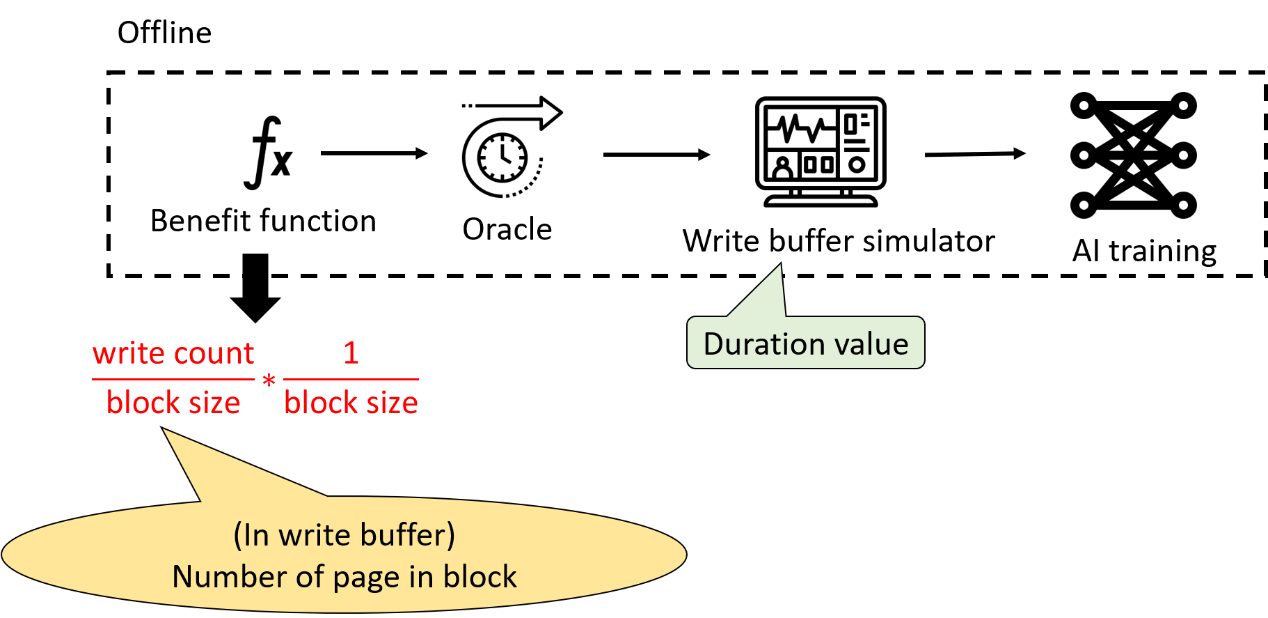


圖 3‑3 Offline架構

3.2.1.1 Benefit value

Write buffer在踢資料的時候，基本概念就是少用的資料優先踢掉，以此為原則，我們計算每一個block的benefit value，用來當作判斷是否要將資料留在write buffer的標準。

Benefit value:

Benefit value是以block為單位做計算，因為write buffer在踢資料時，也是以block為單位。以下介紹benefit value中每個名詞的意義：【block write count】指的是每個block被寫入的次數總和，因為block是由多個page組成，且寫入的最小單位也是page，因此block write count其實就是該block每個page write count的總和；【block size】，計算目標包含Write buffer內的所有block，而block size是指當下所計算的block中，目前有多少個page。

會這樣設計benefit value的用意在於，一方面我們希望頻繁被寫入的資料能保留在write buffer，與此同時，又希望victim block能夠是large block，因此公式的前半部會去計算單位page被寫入的次數，後半部則是針對block size，讓large block獲得較小的benefit value，如此一來，在選擇victim block時，若存在多個write count相同的block，則large block更容易被選為victim block從write buffer踢掉。

* + - 1. Collecting Data

我們除了要知道每個block的benefit value以外，我們還必須知道每個block實際上在write buffer待多久，為了能夠區分出每筆資料的類型(code data/hot data)。要做到這件事，我們會先建立一個write buffer simulator，模擬request從write buffer進入以及離開的狀況，以此來掌握每個block的資訊。

首先，如圖3-3當中的oracle algorithm，我們為了掌握每個block的大小以及被寫入的次數，我們會先跑過整個trace一次，將相關資訊都存起來，以建構出每個block的benefit value，接著，才會進入到write buffer simulator的部分，在獲得每個block的benefit value(也就是未來的資訊)之後，我們會在write buffer simulator中跑一次，觀測每個block實際待在write buffer多久，這個資訊，我們以duration來稱呼它，duration的單位是request，也就是【該block進入write buffer到它被選為victim block踢掉】這段期間，總共有多少個request進入write buffer，因為request單位是【Page】，因此，只要有request進入write buffer，現存在於write buffer的每一個block的duration value都會被累加。而在write buffer simulator中，我們踢掉資料的依據就是【benefit value】，前面已經提過benefit value的公式，而benefit value的意義，顧名思義，其實就是每個block的價值，因此在選擇時，會挑小價值最小的block踢掉，換句話說，也就是挑選min benefit block作為victim block，如圖3-4。

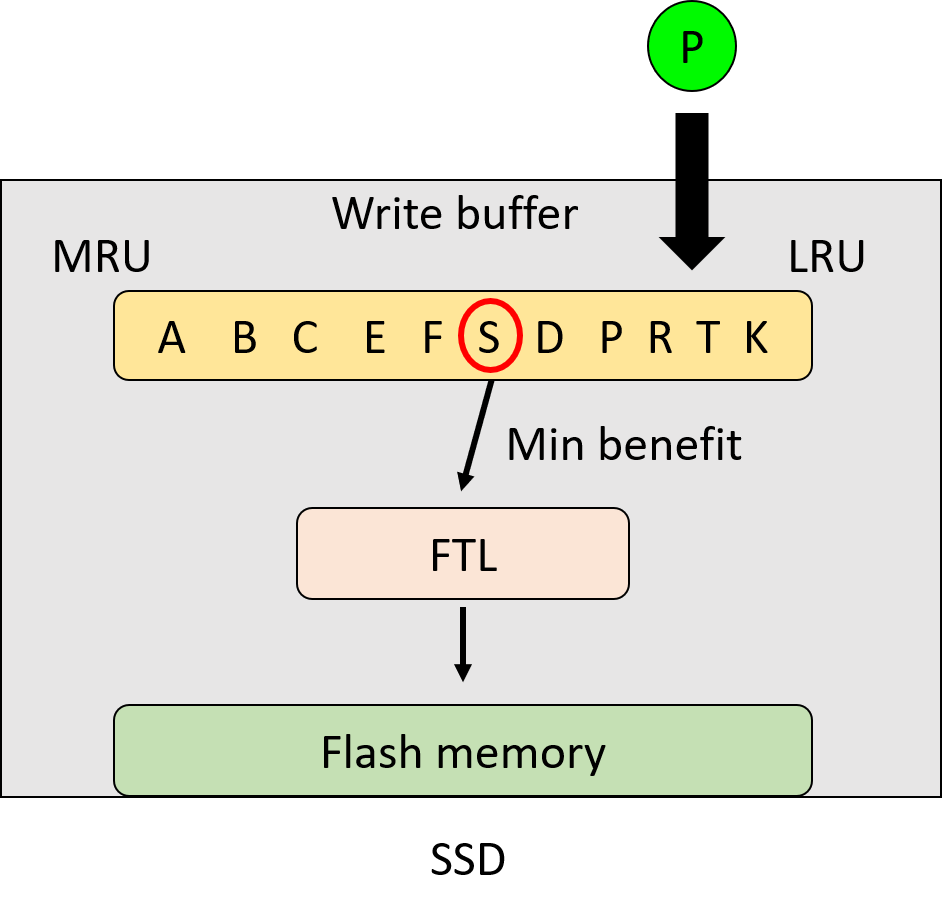


圖 3‑4 Write buffer simulator

以這樣的方式，在write buffer simulator跑完之後，我們可得知每個block的【Duration value】。

* + - 1. Transform duration value into duration label

因為我們打算讓model預測label，因此，我們需要先將duration value轉換成duration label。轉換方式如圖3-5，我們先設定一個threshold，若duration value<threshold，則判定為cold(label=0)，若duration value介於【threshold\*1~threshold\*5】之間，則判定為mean(label=1)，若【duration value>=threshold\*5】，代表這個block很可能是hot block，因此判定為hot(label=2)。

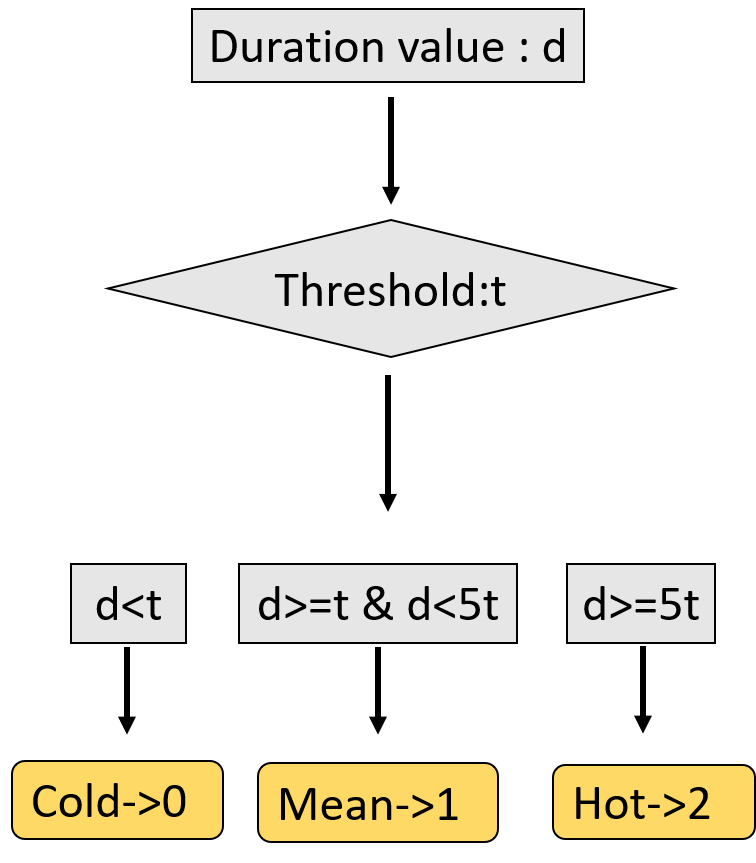


圖 3‑5 Generate Duration Label

將每個block的duration value轉換成label之後，就可以開始進行訓練了。

* + - 1. Offline training

在offline training，input feature送進三個LSTM層，input feature就是model會看到的資訊，會被用來做訓練，通過LSTM後，將輸出結果通過softmax activation function的output就是預測的結果，之後loss function會計算出loss，也就是預測值與正確答案的誤差，之後model會根據loss來調整權重，以獲得更高的accuracy。

在這篇論文，我們使用的input feature分別是reuqest的【arrive time】【read count】【write count】【block size】【current block write count】【current page write count】，以下分別介紹上述每個feature的用意:

* Arrive time: 為了讓model知道不同時間點的request狀況
* Read count: 因為頻繁寫入的資料通常讀取次數會比較少，因此希望藉由read count讓model區分這個block是write intensive或是read intensive block
* Write count: 為了避免model單靠read count無法掌握block的read、write資訊，這裡多給一個相對的特徵讓model對照
* Block size: 由於我們的目的是希望model能夠踢掉large block，因此給予block size讓model知道當下block size是多少
* Request存取的block的write count/read count:給予Request存取的block的read、write count的用意在於希望能夠讓model掌握frequency的部分，所以告訴model當下的 page/block被寫入、讀取幾次。

### Online

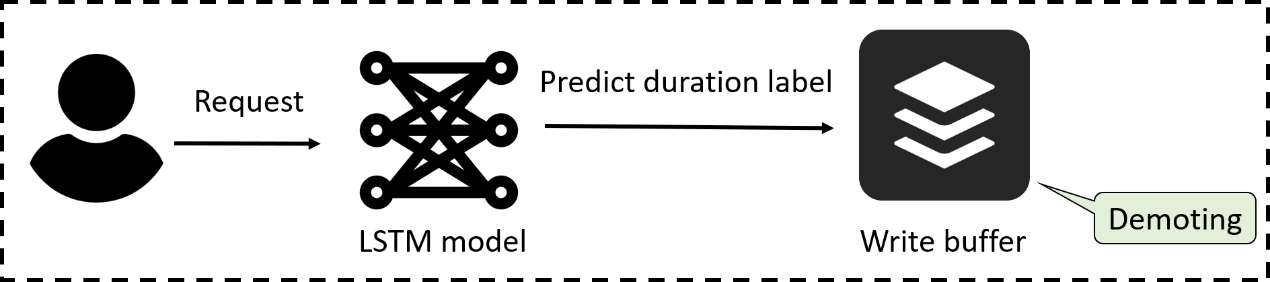


圖 3‑6 Online架構

在online部分，訓練好的model會預測每個進入write buffer的block的duration label，此外，write buffer會監測每個block來決定是否做demoting。

3.2.2.1 Demoting

首先介紹online部分write buffer的擺放方式，有別於以往的write buffer只有一個LRU queue，在本篇論文中，write buffer共有三個LRU queues，如圖3-7，分別是Cold、Mean、Hot，分成三個queues的用意在於，以此來區分cold data、hot data，Hot queue放很頻繁被存取的資料，接著是Mean queue，最後Cold queue放的資料則是很少被用的資料。

因此，在踢資料時，會優先從Cold queue的LRU端開始踢，當踢光Cold queue的資料或是Cold queue是空的的狀況發生，就往上到Mean queue LRU端找，如果Mean queue也是空的，最後才會去Hot queue LRU端找victim block踢掉。每次資料被存取，就會被移動到該queue的MRU端，而不常被存取的資料會位於各個queue的LRU端，但因為存在model 誤判的狀況，所以Mean queue和Hot queue LRU端的資料，是有可能長期沒有被存取，而占用write buffer的空間，由於踢資料會以Cold queue為優先，因此的確可能發生某些資料占用Mean queue和Hot queue的空間卻完全沒被使用到的狀況。為了避免這種狀況發生，我們在online使用了【Demoting】來解決這樣的情形。

在online，我們會監測每個block待在write buffer的時間，目前先以【pass\_req\_count】來稱呼它，單位與duration一樣，是以request為單位，差別在於，一旦該block被存取，pass\_req\_count就會被歸零，以這樣的方式，就能夠知道在mean queue、Hot queue中，有哪些block很久沒被存取，卻仍然在write buffer占空間。除了pass\_req\_count以外，我們還需要有一個threshold當作標準，當pass\_req\_count>=threshold時才會針對該block做demoting，每次有request進入write buffer就會檢查一次write buffer，看是否有需要做demoting。而由於每種trace的行為不太相同，因此我們針對每個trace都設定一個demoting的threshold。

如圖3-7，當存在某些block的pass\_req\_count>=threshold時，這時候，只要那些block所在的位置不是Cold queue，就會做Demoting，將Hot queue的資料移到Mean queue、將Mean queue的資料移到Cold queue，由於pass\_req\_count只會在被存取的時候歸零，因此若資料原本位於Hot queue，在完成一次Demoting之後(Hot->Mean)，若仍然沒被存取，那很快就會進行第二次Demoting(Mean->Cold)。如果資料原本就在Cold queue，則不用理會，因為位於Cold queue LRU端的資料，原本就是會優先被選擇為victim。

這樣的做法，能夠確保write buffer內所有block的 pass\_req\_count不會超過threshold，因為一旦超過，就會被Demoting， 如果Demoting後仍然沒有被存取的話，很快就會從write buffer被踢掉，如此一來，就能確保write buffer內的資料都是真正必要的資料。

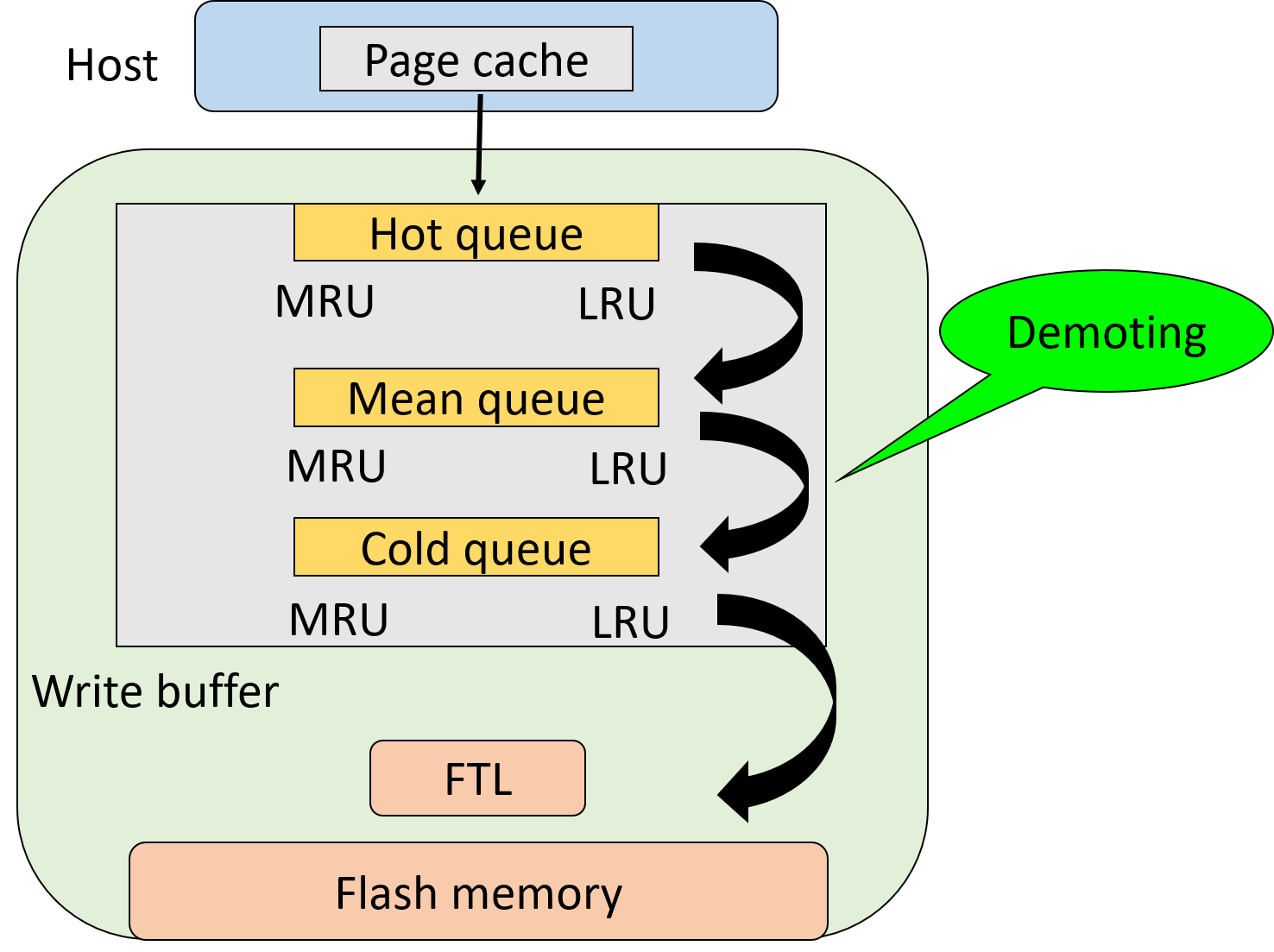


圖 3‑7 Our Write Buffer Data Placement

## 結合AI與Hint 資訊

儘管我們在AI做了online demoting與offline training，但仍然可能因為model無法徹底掌握使用者request的規則，而造成表現不佳。為了改善這樣的問題，我們除了使用AI以外，更將AI與hint 資訊 [1]做結合。Hint資訊 [1]存放的是通過週期性預測，預測即將被踢到SSD的page number，透過Hint資訊 [1]，我們一方面使用model預測，另一方面使用Hint 資訊 [1]，有時候可能model會預測錯誤，有時候可能Hint 資訊 [1]會預測錯誤，但透過model與Hint資訊 [1]交叉比對，我們就能夠選出最佳的victim block。

但如何知道應該依照Hint [1]或者是model的資訊?下一章節，我們將會詳細介紹。

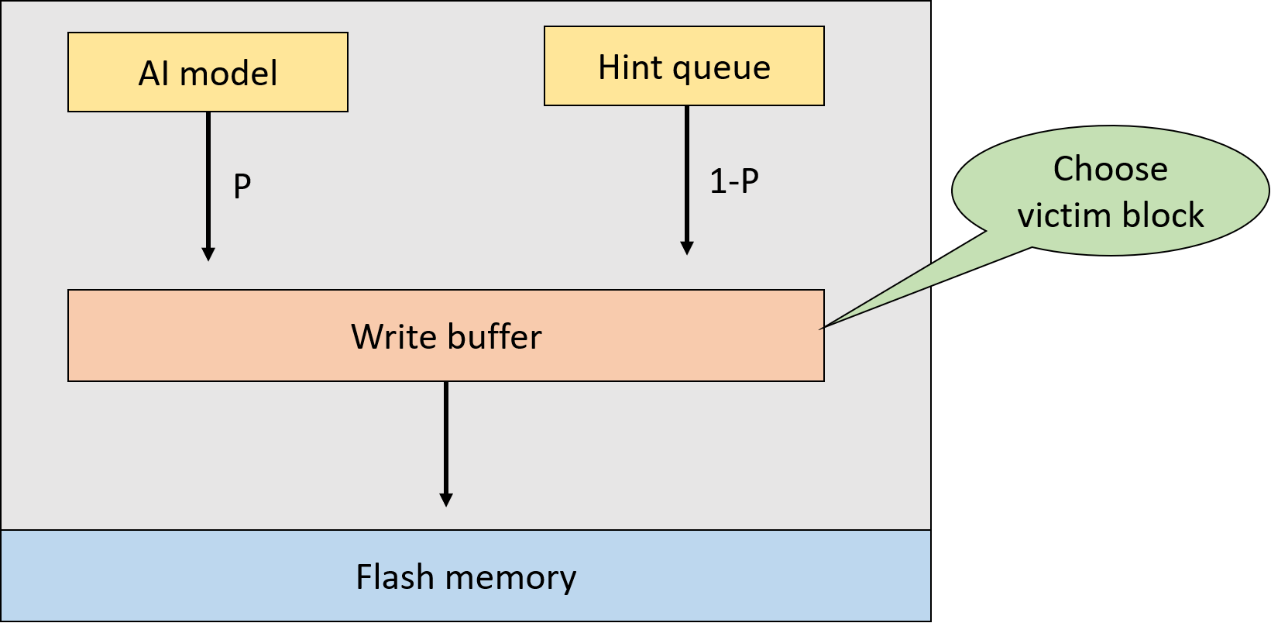


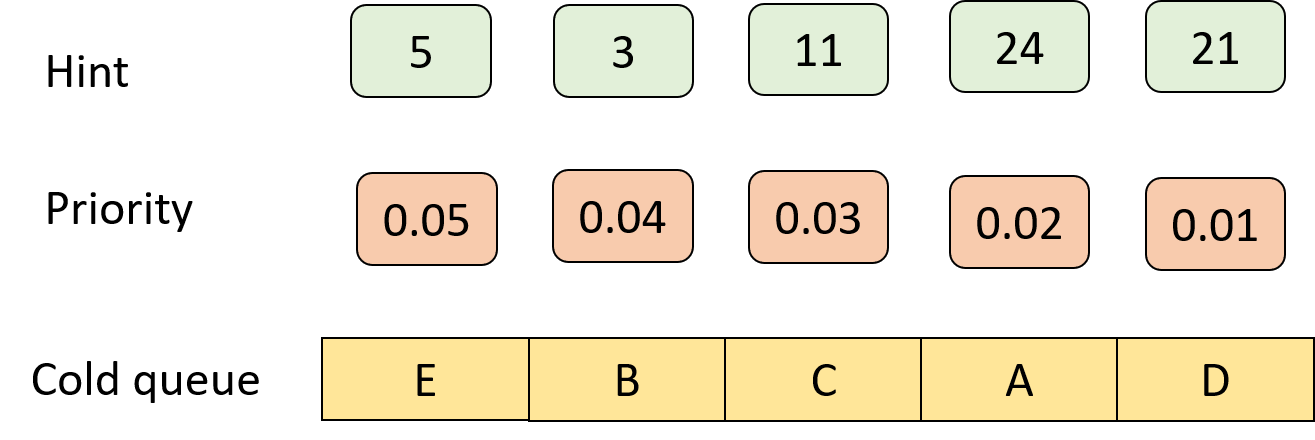
圖 3‑8 AI+Hint架構圖

### 選擇victim block

如圖3-8，由於我們不知道該依照AI的資訊或是Hint queue的資訊，因為兩邊都是預測的資訊，只是預測的內容不太一樣，因此，我們透過實驗來決定AI與Hint quque各自的權重。

首先介紹上面的公式: 【profit】，這個公式也是以block為單位，因為目的是為衡量block的重要性；【p】是一個0~1之間的數字，在這裡當成權重使用，目的是為了得知到底model預測比較能夠影響效能，還是hint queue的資訊；【priority】是為了將LRU queue數字化，簡單來說，將Cold queue(假設Cold queue是有資料可以踢)LRU端的資料設為0.01，然後接著往MRU的方向，每次遇到一個新的block就遞增0.01，如下圖3-9；最後是【Hint】，也就是預測會被寫入write buffer的page中，寫進block x的page總和，這裡的寫進block x不單單指overwrite的page個數，也包含new write，也就是該page當下不在block x中，但之後會寫入。所以如圖3-9，E、B、C、A、D之後各自會被寫入(包含overwrite)5、3、11、24、21次。

介紹完公式，我們仍然不知道該將哪邊給予更高的權重，因此，我們執行多次測試，為每個trace找出hit ratio最高時的p值，並以上述公式來決定victim block：當需要挑選victim block時，挑選profit值最小的block當成victim block。

圖 3‑9 AI+Hint資訊

### 過早踢除

雖然我們看似已經能夠選出合適的victim block，但仍然存在一個問題: 【過早踢除】，因為被我們選中的victim block有可能位於MRU端，因此未來會再度被存取。

然而，雖然看起來是這樣，其實這個問題並不存在，因為Hint queue預測的是未來的資訊，而AI model預測的是當下的資訊。因此write buffer內目前擺放的狀況和未來的實際狀況並不相符。如圖3-10，乍看之下我們選中了block B而block B位於MRU端，理論上，有很高機率會再度被存取，但是為什麼看似過早踢除仍然能夠有更高的hit ratio?

關鍵在於Hint queue所存放的(預測的)是未來的資訊，代表即將寫入但目前還沒有寫入的資料，而透過profit這個公式得知，我們會選擇Hint值小的同時靠近LRU端的資料，因此若選擇block B代表block B未來被寫入的次數應該很少。未來不會寫入block B，但仍然有request會進入write buffer，那被寫入的就會是除了block B以外的block(C、A、D、E)。所以在未來的時間點，block B會被其他block 擠到LRU端，因此victim block 選擇block B是正確的。

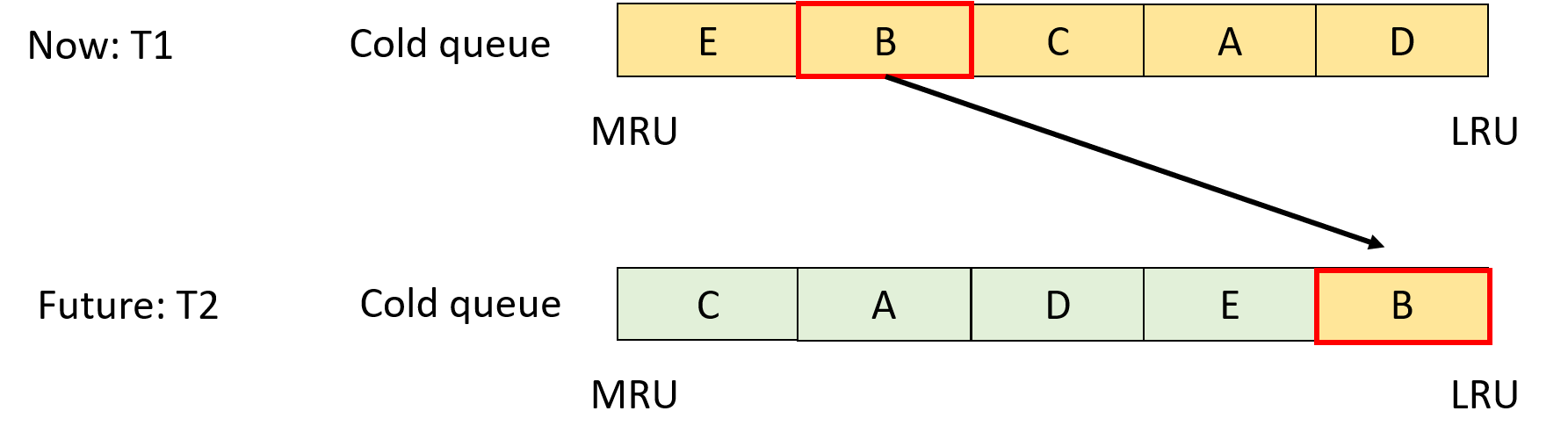


圖 3‑10 誤判的狀況

# 第四章 實驗結果

## 實驗環境

本篇論文使用disksim 4.0來模擬SSD的環境，主程式執行在虛擬機上，作業系統為Ubuntu 16.04 32bit，AI model是在keras library中進行訓練，由於本篇論文是基於Host-aware Write buffer Management [1]進行改善，因此主要是與Host-aware Write buffer Management [1]比較。

表4-1為使用的traces，這些traces是從Storage Networking Industry Association(SNIA)上取得的，其中IOzone是透過IOzone benchmark執行產生的trace。表4-2介紹Offline訓練時使用的參數，表4-3介紹Online 所使用的參數，其中demoting threshold代表demoting時的threshold，而P則是AI與Hint做結合的時候，AI model所佔的比例。

表 4‑1　Trace特性說明

|  |  |  |  |  |  |
| --- | --- | --- | --- | --- | --- |
| **Trace** | **Number of request** | **Read ratio** | **Write ratio** | **Sequential read ratio** | **Sequential write ratio** |
| UG-fileserver | 560144 | 0.25589 | 0.74411 | 0.456874 | 0.689882 |
| Postmark | 367941 | 0.467635 | 0.532365 | 0.708808 | 0.677919 |
| IOzone | 1405227 | 0.295923 | 0.704077 | 0.00075 | 0.009433 |

表 4‑2 Offline parameter

|  |  |
| --- | --- |
| Time stamp | 16 |
| Input shape | 16\*6 |
| Activate function of output layer | softmax |
| Activate function of LSTM | sigmoid |
| Loss function | Categorical crossentropy |
| Optimizer | Rmsprop |
| Training data : Testing data | 8 : 2 |

表 4‑3 Online parameter

|  |  |  |
| --- | --- | --- |
| Trace | Demoting threshold | P ( in AI+Hint formula) |
| Postmark | 0.9 | 7000 |
| UG-fileserver | 0.9 | 8000 |
| IOzone | 0.3 | 5000 |

## 實驗結果

### Hit ratio

圖 4‑1 IOzone Write hit raito

圖 4‑2 IOzone Total hit ratio

雖然理論上AI+Hint應該要勝過AI，但圖4-1、4-2卻出現意外狀況，也就是AI比AI+Hint來的更準。會有這樣的結果，原因在於實際測試時，因為想要結合Hint資訊 [1]，因此在設權重(p)時只會將權重在0.1~0.9之間做挑整，並不會將AI model權重設為1。這樣的作法會忽略掉一種可能性，也就是AI model非常好的狀況，而在這種狀況下，最佳的權重就是將AI model的權重設為1，Hint資訊 [1]設為0，但因為我們所採取的權重範圍不包含0 or 1，因此如果AI model表現很好就有可能發生類似圖4-1、4-2時的狀況。

圖 4‑3 UG-fileserver Write hit ratio

圖 4‑4 UG-fileserver Total hit ratio

圖4-3、4-4可以很明顯看出AI的某種特性，也就是Write buffer size設的越大，精準度提升的越快。一般而言，不論使用任何演算法選擇Victim block，只要提升Write buffer size，Hit ratio一定也會跟著提升，但在我們所使用的AI model中，Write buffer size變大時不但Hit ratio會提升，而且提升的速度非常的快，甚至能夠大幅度拉開與Host-aware [1]的差距。

會有這樣的結果在於，AI model的預測方向主要是針對資料的特性進行預測(Hot data/Cold data)，而當Write buffer size不夠大時，Cold queue LRU端的資料很可能是Cold data、Hot data混雜，實際被踢下去資料的有較高機率會是Hot data。而Write buffer size越大，這種誤踢的可能性就越低，因為Hot data、Code data會漸漸往MRU、LRU集中。

圖 4‑5 Postmark Write hit ratio

圖 4‑6 Postmark Total hit ratio

圖4-5、4-6算是比較典型的結果，就是AI model相較於Host-aware [1]有些微的提升，而參考了Hint資訊 [1]之後，因為事先得知進入Write buffer的Dirty page，因此在Hit ratio表現上能夠更進一步提升。

### Response time

圖 4‑7 IOzone Response time

圖 4‑8 UG-fileserver Response time

如圖4-7、4-8，整體而言，AI、AI+Hint都能夠比Host-aware [1]表現來的更好，那是因為Hit ratio提升帶來的效益。

此外，圖4-8當中AI+Hint表現卻比AI來的差，那是因為GC cost比較高的緣故。AI部分一半考量GC cost另一半考量Write count，而Hint queue [1]卻是只考量Write count，因此當我們將AI與Hint結合之後，基本上Write count的比重會大於GC cost，這會讓實際選擇Victim block時，在某些Workload容易出現將small block踢到Flash memory的狀況。

而AI相較於AI+Hint，Write count所佔的比重較低，因此比較不會出現將small block踢下去這個狀況。

圖 4‑9 Postmark Response time

如圖4-9，在這個Workload中，AI、AI+Hint的Response time都輸給Host-aware [1]，那是因為這個Workload的Hit ratio成長幅度最小，前面兩個Workload之所以能夠表現比Host-aware [1]來的好，是因為提升Hit ratio所帶來的效益大於GC cost，而圖4-9中，由於AI、AI+Hint的Hit ratio成長幅度不夠大，因此整體Response time會輸給Host-aware [1]。

此外觀察上述三種Workload發現，雖然在Hit ratio表現都還不錯，但是對於GC的部分似乎有待加強，AI、AI+Hint在挑選Victim block時，容易挑出Write count低，但是GC cost高的block。如果單論GC cost ，AI、AI+Hint會比Host-aware [1]來的高。

因此AI、AI+Hint整體Response time能夠改善多少，其實是取決於AI、AI+Hint在Hit ratio所提升的幅度。

### Kick page count

圖 4‑10 Postmark Kick page count

如圖4-10，大部分情況下AI、AI+Hint的Kick page count都比Host-aware [1]少，但有一個情況是例外，就是在Write buffer size=48MB的時候。一般而言，Kick page count高，代表Hit ratio低，但是對於AI model來說恰好相反，對AI model來說，需要足夠的空間，才能在Online分辨出cold data/hot data，因此，在Write buffer size=48MB的時候，雖然Kick page count較高，但是能夠踢掉不重要的資料，反而讓Hit ratio提升。

圖 4‑11 UG-fileserver Kick page count

圖 4‑12 IOzone Kick page count

從圖4-11、4-12可看出，在AI model中，Kick page count並不能夠完全反映出Hit ratio，正常的認知是，Hit ratio高，Kick page count低，但對於AI model來說，Hit ratio高，Kick page count卻有可能高，也有可能低。

會發生這種狀況的原因在於，AI model在Write buffer size有一定大小的時候，表現會很好，因為Write buffer有足夠的空間讓AI model區分出code data/hot data，這時候有可能會出現Kick page count高於Host-aware [1]但同時Hit ratio也贏過Host-aware [1]。但這種特例通常發生在AI model Hit ratio些微贏過Host-aware [1]的時候，因為當差距拉大，Kick page count還是會被壓低，如圖4-12。

### Improvement

圖 4‑13 AI improvement in Total hit ratio

圖 4‑14 AI improvement in Write hit ratio

從圖4-13、4-14可以看出，不同workload適合的Write buffer size不一樣，即使以同樣方式去選擇最佳的p(權重)、Demoting threshold，但在UG-fileserver上，Write buffer size越大，Hit ratio成長的幅度也越大。但換成Postmark就完全相反，反而是Write buffer較小的時候，成長幅度比較大。

圖 4‑15 AI+Hint improvement in Total hit ratio

圖 4‑16 AI+Hint improvement in Write hit ratio

如圖4-15、4-16，如果去比較前面的圖4-13、4-14，可以發現在Hint [1]的幫助下，Hit ratio的改善幅度都有顯著的提升。

# 第五章 結論及未來工作

這篇論文透過使用LSTM model與Host-aware Write buffer Management [1]中的Hint資訊做結合，能夠有效的提升Write buffer的Hit ratio，在多數Workload中Response time也都還可以接受，比較可惜的是由於這篇論文並沒有特別針對GC改良，因此在少數Workload中會因為GC所造成的影響，大幅度增加Response time。

LSTM model雖然可說是目前很不錯的AI模型之一，但由於現存的AI model十分多樣化，有時候表現不好也許並不是參數、設計上的問題，而是挑選到不合適的Model訓練，因此，未來如果處理類似任務，其實可以嘗試使用Automl(自動化模型)來處理，讓機器不只擔任預測的工作，連選擇Model這件事也讓機器來做。

此外，由於在Device做計算的Overhead太大，因此未來可以嘗試將AI預測、計算的部分移到Host端處理，目前其實阿里巴巴已有相關設計，將許多原本在Device做的事情搬到Host處理以減少Overhead，未來若能夠將AI model搬到Host端處理，相信能有不錯的表現。

參考文獻

|  |  |
| --- | --- |
| [1] | Y.-M. Chen, “Exploiting Physical Device-aware and Logical Host-hinted information for Data striping and Write Buffer Management,” 2020. |
| [2] | H. Kim and S. Ahn, “BPLRU: A buffer management scheme for improving random writes in flash storage,” *Proc. 6th USENIX Conf. File Storage Technol.,* p. 1–14, 2008. |
| [3] | H. Jo, J.-U. Kang, S.-Y. Park, J.-S. Kim, and J. Lee, “FAB: Flash-aware buffer management policy for portable media players,” *IEEE Trans. Consumer Electron., vol. 52, no. 2,* p. 485–493, May 2006. |
| [4] | “DiskSim,” [線上]. Available: http://www.pdl.cmu.edu/DiskSim/. |
| [5] | L. Shi, J. Li, C. J. Xue, C. Yang, and X. Zhou, “EXLRU: A unified write buffer cache management for flash memory,” *Proc. ACM Int. Conf. Embed. Softw.,* pp. 339-348, 2011. |
| [6] | “Understanding the Linux Kernel,3rd Edition,” [線上]. Available: http://www.johnchukwuma.com/training/UnderstandingTheLinuxKernel3rdEdition.pdf. |
| [7] | D. W. Chang, H. H. Chen, D. J. Yang, and H. P. Chang, “BLAS: Block-Level Adaptive Striping for Solid-State Drives,” *ACM Transactions on Design Automation of Electronic Systems, Vol. 19, No2,* March 2014. |
| [8] | Shahriar Ebrahimi, Reza Salkhordeh, Seyed Ali Osia, Ali Taheri, Hamid R. Rabiee, and Hossen Asadi, “RC-RNN: Reconfigurable Cache Architecture for,” *IEEE Transactions on Emerging Topics in Computing (2021),* p. 17, 5 11 2021. |
| [9] | Li-Pin Chang, Sheng-Min Huang, “Exploiting Page Correlations for Write Buffering in Page-Mapping Multichannel SSDs,” *ACM Transactions on Embedded Computing Systems,* p. 25, 13 2 2016. |
| [10] | Hung-yi-Lee, “Machine Learning(Hung-yi Lee,NTU),” [線上]. Available: https://www.youtube.com/playlist?list=PLJV\_el3uVTsPy9oCRY30oBPNLCo89yu49. |