# Btrfs vs ZFS 實現 snapshot 的差異

Table of Contents

Contents

    - 那麼快照又是如何記錄的呢？
- ZFS 的數據集（dataset）、快照（snapshot）、克隆（clone）及其它
    - ZFS 中和快照相關的一些術語和概念
        - 數據集（dataset）
        - 快照（snapshot）
        - 克隆（clone）
        - 書籤（bookmark）
        - 檢查點（checkpoint）
    - ZFS 的概念與 btrfs 概念的對比

Btrfs 和 ZFS 都是開源的寫時拷貝（Copy on Write, CoW）文件系統，都提供了相似的子卷管理和 快照 (snapshot）的功能。網上有不少文章都評價 ZFS 實現 CoW FS 的創新之處，進而想說「 Btrfs 只是 Linux/GPL 陣營對 ZFS 的拙劣抄襲」。或許（在存儲領域人盡皆知而在領域外）鮮有人知，在 ZFS 之前就有 NetApp 的商業產品 WAFL(Write Anywhere File Layout) 實現了 CoW 語義的文件系統，並且集成了快照和卷管理之類的功能。描述 btrfs 原型設計的 論文 和 發表幻燈片 也明顯提到 WAFL 比提到 ZFS 更多一些，應該說 WAFL 這樣的企業級存儲方案纔是 ZFS 和 btrfs 共同的靈感來源，而無論是 ZFS 還是 btrfs 在其設計中都汲取了很多來自 WAFL 的經驗教訓。

我一開始也帶着「 Btrfs 和 ZFS 都提供了類似的功能，因此兩者必然有類似的設計」這樣的先入觀念，嘗試去使用這兩個文件系統， 卻經常撞上兩者細節上的差異，導致使用時需要不盡相同的工作流， 或者看似相似

的用法有不太一樣的性能表現，又或者一邊有的功能（比如 ZFS 的 inband dedup， Btrfs 的 reflink）在另一邊沒有的情況。後來看到了 LWN 的這篇《A short history of btrfs》讓我意識到 btrfs 和 ZFS 雖然表面功能上看起來類似，但是實現細節上完全不一樣， 所以需要不一樣的用法，適用於不一樣的使用場景。

爲了更好地理解這些差異，我四處蒐羅這兩個文件系統的實現細節，於是有了這篇筆記， 記錄一下我查到的種種發現和自己的理解。~~（或許會寫成一個系列？還是先別亂挖坑不填。）~~ 只是自己的筆記，所有參閱的資料文檔都是二手資料，沒有深挖過源碼，還參雜了自己的理解， 於是難免有和事實相違的地方，如有寫錯，還請留言糾正。

# Btrfs 的子卷（subvolume）和快照（snapshot）

先從兩個文件系統中（表面上看起來）比較簡單的 btrfs 的子卷（subvolume）和快照（snapshot）說起。 關於子卷和快照的常規用法、推薦佈局之類的話題

就不細說了，網上能找到很多不錯的資料，比如 btrfs wiki 的 SysadminGuide 頁 和 Arch wiki 上 Btrfs#Subvolumes 頁都有不錯的參考價值。

關於寫時拷貝（CoW）文件系統的優勢，我們爲什麼要用 btrfs/zfs 這樣的寫時拷貝文件系統， 而不是傳統的文件系統設計，或者寫時拷貝文件系統在使用時有什麼區別之類的，網上同樣也能找到很多介紹 ，這裏不想再討論。這裏假設你用過 btrfs/zfs 至少一個的快照功能，知道它該怎麼用， 並且想知道更多細節，判斷怎麼用那些功能才合理。

# 子卷（subvolume）和快照（snapshot）的術語

在 btrfs 中，存在於存儲媒介中的只有「子卷」的概念，「快照」只是個創建「子卷」的方式， 換句話說在 btrfs 的術語裏，子卷（subvolume）是個名詞，而快照（snapshot）是個動詞。 如果脫離了 btrfs 術語的上下文，或者不精確地稱呼的時候，也經常有文檔把 btrfs 的快照命令創建出的子卷叫做一個快照，所以當提到快照的時候，根據上下文判斷這裏是個動詞還是名詞， 把名詞的快照當作用快照命令創建出的子卷就可以了。或者我們可以理解爲， **互相共享一部分元數據（metadata）的子卷互爲彼此的快照（名詞）** ， 那麼按照這個定義的話，在 btrfs 中創建快照（名詞）的方式其實有兩種：

1. 用 `btrfs subvolume snapshot` 命令創建快照
2. 用 `btrfs send` 命令並使用 `-p` 參數發送快照，並在管道另一端接收

### `btrfs send` 命令的 `-p` 與 `-c`

這裏也順便提一下 `btrfs send` 命令的 `-p` 參數和 `-c` 參數的差異。只看 btrfs-send(8) 的描述的話：

> -p <parent>
>
> send an incremental stream from parent to subvol
>
> -c <clone-src>
>
> use this snapshot as a clone source for an incremental send (multiple allowed)

看起來這兩個都可以用來生成兩個快照之間的差分，只不過 -p 只能指定一個「parent」，而 -c 能指定多個「clone source」。在 unix stackexchange 上有人寫明了這兩個的異同。使用

-p 的時候，產生的差分首先讓接收端用 subvolume snapshot 命令對 parent 子卷創建一個快照， 然後發送指令將這個快照修改成目標子卷的樣子，而使用 -c 的時候，首先在接收端用 subvolume create 創建一個空的子卷，隨後發送指令在這個子卷中填充內容，其數據塊儘量共享 clone source 已有的數據。 所以 `btrfs send -p` 在接收端產生是有共享元數據的快照，而 `btrfs send -c` 在接收端產生的是僅僅共享數據而不共享元數據的子卷。

定義中「互相共享一部分 **元數據** 」比較重要，因爲除了快照的方式之外， btrfs 的子卷間也可以通過 reflink 的形式共享數據塊。我們可以對一整個子卷（甚至目錄）執行 `cp -r --reflink=always` ，創建出一個副本，副本的文件內容通過 reflink 共享原本的數據，但不共享元數據，這樣創建出的就不是快照。

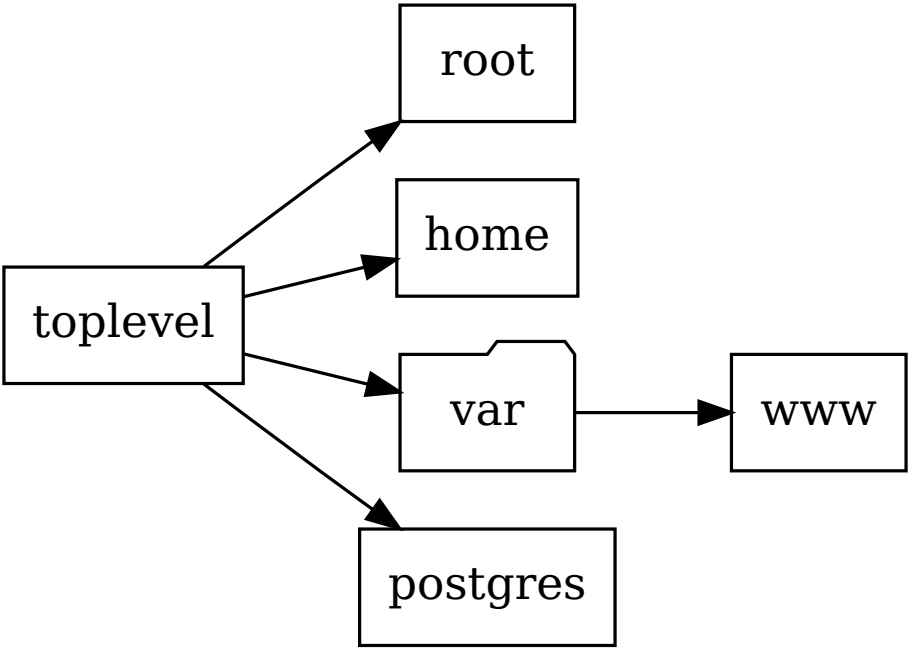
說了這麼多，其實關鍵的只是 btrfs 在傳統 Unix 文件系統的「目錄/文件/inode」 這些東西之外只增加了一個「子卷」的新概念，而子卷間可以共享元數據或者數據， 用快照命令創建出的子卷就是共享一部分元數據。

# 於是子卷在存儲介質中是如何記錄的呢？

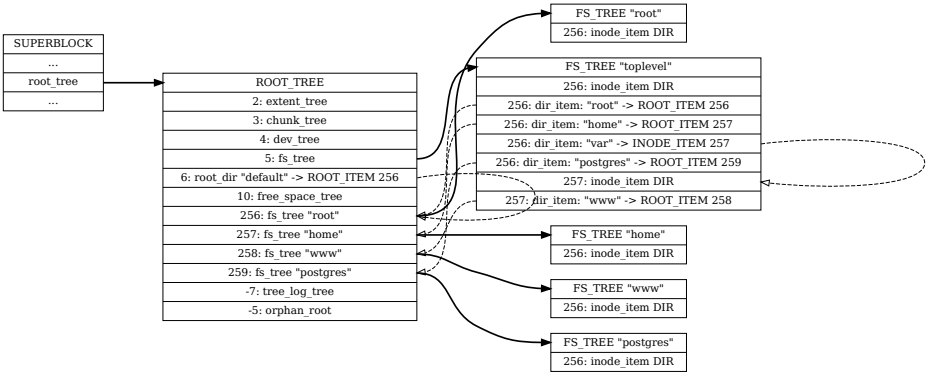
比如在 SysadminGuide 這頁的 Flat 佈局 有個子卷佈局的例子。

```
toplevel         (volume root direc
tory, not to be mounted by default)
    +-- root       (subvolume root
directory, to be mounted at /)
    +-- home       (subvolume root
directory, to be mounted at /home)
    +-- var        (directory)
    |   \-- www    (subvolume root
directory, to be mounted at /var/ww
w)
    \-- postgres   (subvolume root
directory, to be mounted at /var/li
b/postgresql)
```

用圓柱體表示子卷的話畫成圖大概是這個樣子：




首先要說明， btrfs 中大部分長度可變的數據結構都是 CoW B-tree ，一種經過修改適合寫時拷貝的B樹結構，所以在 on-disk format 中提到了很多個樹。這裏的樹不是指文件系統中目錄結構樹，而是 CoW B-tree ，如果不關心B樹細節的話可以把 btrfs 所說的一棵樹理解爲關係數據庫中的一個表， 和數據庫的表一樣 btrfs 的樹的長度可變，然後表項內容根據一個 key 排序。 有這樣的背景之後，上圖例子中的 Flat 佈局在 btrfs 中大概是這樣的數據結構：




上圖中已經隱去了很多和本文無關的具體細節，所有這些細節都可以通過 btrfs inspect-internal 的 dump-super 和 dump-tree 查看到。btrfs 中的每棵樹都可以看

作是一個數據庫中的表，可以包含很多表項，根據 KEY 排序，而 KEY 是 (object_id, item_type, item_extra) 這樣的三元組。每個對象（object）在樹中用一個或多個表項（item）描述，同 object_id 的表項共同描述一個對象（object）。B樹中的 key 只用來比較大小不必連續，從而 object_id 也不必連續，只是按大小排序。有一些預留的 object_id 不能用作別的用途，他們的編號範圍是 -255ULL 到 255ULL，也就是表中前 255 和最後 255 個編號預留。

ROOT_TREE 中記錄了到所有別的B樹的指針，在一些文檔中叫做 tree of tree roots 。「所有別的B樹」 舉例來說比如 2 號 extent_tree ，3 號 chunk_tree ， 4 號 dev_tree ，10 號 free_space_tree ，這些B樹都是描述 btrfs 文件系統結構非常重要的組成部分，但是在本文關係不大， 今後有機會再討論它們。在 ROOT_TREE 的 5 號對象有一個 fs_tree ，它描述了整個 btrfs pool 的頂級子卷，也就是圖中叫 toplevel 的那個子卷（有些文檔用定冠詞稱 the FS_TREE 的時候就是在說這個 5 號樹，而不是別的子卷的 FS_TREE ）。除了頂級子卷之外，別的所有子卷的 object_id 在 256ULL 到 -256ULL 的範圍之間，對子卷而言 ROOT_TREE 中的這些 object_id 也同時是它們的 子卷 id ，在內核掛載文件系統的時候可以用 subvolid 找到它們，別的一些對子卷的操作也可以直接用 subvolid 表示一個子卷。 ROOT_TREE 的 6 號對象描述的不是一棵樹，而是一個名叫 default 的特殊目錄，它指向 btrfs pool 的默認掛載子卷。最初 mkfs 的時候，這個目錄指向 ROOT_ITEM 5 ，也就是那個頂級子卷，之後

可以通過命令 `btrfs subvolume set-default` 修改它指向別的子卷，這裏它被改爲指向 ROOT_ITEM 256 亦即那個名叫 "root" 的子卷。

每一個子卷都有一棵自己的 FS_TREE （有的文檔中叫 file tree），一個 FS_TREE 相當於傳統 Unix 文件系統中的一整個 inode table，只不過它除了包含 inode 信息之外還包含所有文件夾內容。在 FS_TREE 中，object_id 同時也是它所描述對象的 inode 號，所以 btrfs 的 **子卷有互相獨立的 inode 編號**，不同子卷中的文件或目錄可以擁有相同的 inode。 FS_TREE 中一個目錄用一個 inode_item 和多個 dir_item 描述，inode_item 是目錄自己的 inode，那些 dir_item 是目錄的內容。 dir_item 可以指向別的 inode_item 來描述普通文件和子目錄， 也可以指向 root_item 來描述這個目錄指向一個子卷。有人或許疑惑，子卷就沒有自己的 inode 麼？其實如果看 數據結構定義 的話 `struct btrfs_root_item` 結構在最開頭的地方包含了一個 `struct btrfs_inode_item` 所以 root_item 也同時作爲子卷的 inode，不過用戶通常看不到這個子卷的 inode，因爲子卷在被（手動或自動地）掛載到目錄上之後， 用戶會看到的是子卷的根目錄的 inode。

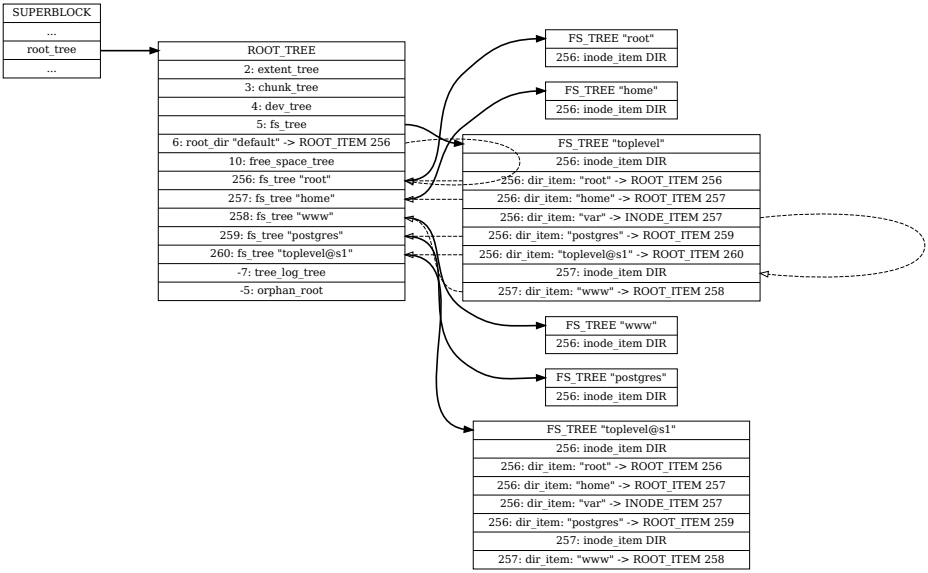
比如上圖 FS_TREE toplevel 中，有兩個對象，第一個 256 是（子卷的）根目錄，第二個 257 是 "var" 目錄，256 有4個子目錄，其中 "root" "home" "postgres" 這三個指向了 ROOT_TREE 中的對應子卷，而 "var" 指向了 inode 257。然後 257 有一個子目錄叫 "www" 它指向了 ROOT_TREE 中 object_id 爲 258 的子卷。

# 那麼快照又是如何記錄的呢？

以上是子卷、目錄、 inode 在 btrfs 中的記錄方式，你可能想知道，如何記錄一個快照呢？ 特別是，如果對一個包含子卷的子卷創建了快照，會得到什麼結果呢？ 如果我們在上面的佈局基礎上執行：

```
btrfs subvolume snapshot toplevel t
oplevel/toplevel@s1
```

那麼產生的數據結構大概如下所示：


SUPERBLOCK
...
root_tree
...
ROOT_TREE
2: extent_tree
3: chunk_tree
4: dev_tree
5: fs_tree
6: root_dir "default" -> ROOT_ITEM 256
10: free_space_tree
256: fs_tree "root"
257: fs_tree "home"
258: fs_tree "www"
259: fs_tree "postgres"
260: fs_tree "toplevel@s1"
-7: tree_log_tree
-5: orphan_root
FS_TREE "root"
256: inode_item DIR
FS_TREE "home"
256: inode_item DIR
FS_TREE "toplevel"
256: inode_item DIR
256: dir_item: "root" -> ROOT_ITEM 256
256: dir_item: "home" -> ROOT_ITEM 257
256: dir_item: "var" -> INODE_ITEM 257
256: dir_item: "postgres" -> ROOT_ITEM 259
256: dir_item: "toplevel@s1" -> ROOT_ITEM 260
257: inode_item DIR
257: dir_item: "www" -> ROOT_ITEM 258
FS_TREE "www"
256: inode_item DIR
FS_TREE "postgres"
256: inode_item DIR
FS_TREE "toplevel@s1"
256: inode_item DIR
256: dir_item: "root" -> ROOT_ITEM 256
256: dir_item: "home" -> ROOT_ITEM 257
256: dir_item: "var" -> INODE_ITEM 257
256: dir_item: "postgres" -> ROOT_ITEM 259
257: inode_item DIR
257: dir_item: "www" -> ROOT_ITEM 258

在 ROOT_TREE 中增加了 260 號子卷，其內容複製自 toplevel 子卷，然後 FS_TREE toplevel 的 256 號 inode 也就是根目錄中增加一個 dir_item 名叫 *toplevel@s1* 它指向 ROOT_ITEM 的 260 號子卷。這裏看似是完整複製了整個 FS_TREE 的內容，這是因爲 CoW b-tree 當只有一個葉子節點時就複製整個葉子節點。如果子卷內容再多一些，除了葉子之外還有中間節點， 那麼只有被修改的葉子和其上的中間節點需要複製。從而創建快照的開銷基本上是 O( level of FS_TREE )，而B樹的高度一般都能維持在很低的程度，所以快照創建速度近乎是常數開銷。

從子卷和快照的這種實現方式，可以看出：**雖然子卷可以嵌套子卷，但是對含有嵌套子卷的子卷做快照的語義有些特別**。上圖中我沒有畫 *toplevel@s1* 下的各個子卷到對應 ROOT_ITEM 之間的虛線箭頭， 是因爲這時候如果你嘗試直接跳過 *toplevel* 掛載 *toplevel@s1* 到掛載點， 會發現那些子卷沒有被自動掛載，更奇怪的是那些子卷的目錄項也不是個普通目錄， 嘗試往它們中放東西會得到無權訪問的錯誤，對它們能做的唯一事情是手動將別的子卷掛載在上面。 推測原因在於這些子目錄並不是真的目錄，沒有對應的目錄的 inode ，試圖查看它們的 inode 號會得到 2 號，而這是個保留號不應該出現在 btrfs 的 inode 號中。 每個子卷創建時會記錄包含它的上級子卷，用 `btrfs subvolume list` 可以看到每個子卷的 top level subvolid ，猜測當掛載 A 而 A 中嵌套

的 B 子卷記錄的上級子卷不是 A 的時候， 會出現上述奇怪行爲。嵌套子卷的快照還有一些別的奇怪行爲，大家可以自己探索探索。

## 建議用平坦的子卷佈局

因爲上述嵌套子卷在做快照時的特殊行爲， 我個人建議是 **保持平坦的子卷佈局** ，也就是說：

1. 只讓頂層子卷包含其它子卷，除了頂層子卷之外的子卷只做手工掛載，不放嵌套子卷
2. 只在頂層子卷對其它子卷做快照，不快照頂層子卷
3. 雖然可以在頂層子卷放子卷之外的東西（文件或目錄），不過因爲想避免對頂層子卷做快照， 所以避免在頂層子卷放普通文件。

btrfs 的子卷可以設置「可寫」或者「只讀」，在創建一個快照的時候也可以通過 `-r` 參數創建出一個只讀快照。通常只讀快照可能比可寫的快照更有用，因爲 `btrfs send` 命令只接受只讀快照作爲參考點。子卷可以有兩種方式切換它是否只讀的屬性，可以通過 `btrfs property set <subvol> ro` 直接修改是否只讀，也可以對只讀子卷用 `btrfs subvolume snapshot` 創建出可寫子卷，或者反過來對可寫子卷創建出只讀子卷。

只讀快照也有些特殊的限制，在 SysadminGuide#Special_Cases 就提到一例，你不能把只讀快照用 mv 移出包含它的目錄，雖然你能用 mv 給它改名或者移動包含它的目錄 到別的地方。 btrfs wiki 上給出這個限制的原因是子卷中記錄了它的上級， 所以要移動它到別的上級需要修改這個子卷，從而只讀子卷沒法移動到別的上級（ 不過我還沒搞清楚子卷在哪兒記錄了它的上級，記錄的是上級目錄還是上級子卷）。不過這個限制可以通過 對只讀快照在目標位置創建一個新的只讀快照，然後刪掉原位置的只讀快照來解決。

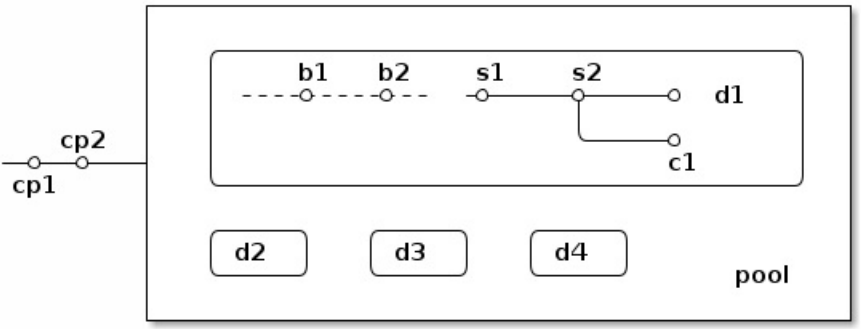
# ZFS 的數據集（dataset）、快照（snapshot）、克隆（clone）及其它

Btrfs 給傳統文件系統只增加了子卷的概念，相比之下 ZFS 中類似子卷的概念有好幾個，據我所知有這些：

- 數據集（dataset）
- 快照（snapshot）
- 克隆（clone）
- 書籤（bookmark）：從 ZFS on Linux v0.6.4 開始

- 檢查點（checkpoint）：從 ZFS on Linux v0.8.0 開始

梳理一下這些概念之間的關係也是最初想寫下這篇筆記的初衷。先畫個簡圖，隨後逐一講講這些概念：




上圖中，假設我們有一個 pool，其中有 4 個數據集叫 d1~d4，然後數據集 d1 有兩個快照 s1 和 s2。

# ZFS 中和快照相關的一些術語和概念

## 數據集（dataset）

先從最簡單的概念說起。在 ZFS 的術語中，把底層管理和釋放存儲設備空間的叫做 ZFS 存儲池（pool），簡稱 zpool，其上可以創建多個數據集（dataset）。容易看出數據集的概念直接對應 btrfs 中的子卷。也有很多

ZFS 的文檔中把一個數據集（dataset）叫做一個文件系統（filesystem），這或許是想要和（像 Solaris 的 SVM 或者 Linux 的 LVM 這樣的）傳統的卷管理器與其上創建的多個文件系統（Solaris UFS 或者 Linux ext）這樣的上下層級做類比。從 btrfs 的子卷在內部結構中叫作 FS_TREE 這一點可以看出，至少在 btrfs 早期設計中大概也是把子卷稱爲 filesystem 做過類似的類比的。

與 btrfs 的子卷不同的是，ZFS 的數據集之間是完全隔離的，（除了後文會講的 dedup 方式之外）不可以共享任何數據或者元數據。一個數據集還包含了隸屬於其中的快照（snapshot）、克隆（clone）和書籤（bookmark）。在 btrfs 中一個子卷和對其創建的快照之間雖然有父子關係，但是在 ROOT_TREE 的記錄中屬於平級的關係。

## 快照（snapshot）

ZFS 的快照對應 btrfs 的只讀快照，是標記數據集在某一歷史時刻上的只讀狀態。和 btrfs 的只讀快照一樣，ZFS 的快照也兼作 send/receive 時的參考點。

ZFS 中快照是排列在一個時間線上的，因爲都是只讀快照，它們是數據集在歷史上的不同時間點。這裏說的時間不是系統時鐘的時間，而是 ZFS 中事務組（TXG, transaction group）的一個序號。整個 ZFS pool 的每次寫入會被合併到一個事務組，對事務組分配一個嚴格遞增的序列號，提交一個事務組具有類似數據庫中事務的語義：要麼整個事務組都被完整提交，要麼整個 pool

處於上一個事務組的狀態，即使中間發生突然斷電之類的意外也不會破壞事務語義。 因此 ZFS 快照就是數據集處於某一個事務組時的狀態。

如果不滿於對數據集進行的修改，想把整個數據集恢復到之前的狀態，那麼可以回滾（rollback）數據集到一個快照。回滾操作會撤銷掉對數據集的所有更改，並且默認參數下只能回滾到最近的一個快照。 如果想回滾到更早的快照，可以先刪掉最近的幾個，或者可以使用 `zfs rollback -r` 參數刪除中間的快照並回滾。

除了回滾操作，還可以直接只讀訪問到快照中的文件。 ZFS 的數據集中有個隱藏文件夾叫 ".zsh" ，所以如果只想回滾一部分文件，可以從 ".zsh/snapshot/SNAPSHOT-NAME" 中把需要的文件複製出來。

## 克隆（clone）

ZFS 的克隆有點像 btrfs 的可寫快照。因爲 ZFS 的快照是只讀的，如果想對快照做寫入，那需要先用 `zfs clone` 從快照中建出一個克隆，創建出的克隆和快照共享元數據和數據， 然後對克隆的寫入不影響數據集原本的寫入點。 創建了克隆之後，作爲克隆參考點的快照會成爲克隆的依賴，克隆存在期間無法刪除掉作爲其依賴的快照。

一個數據集可以有多個克隆，這些克隆都獨立於數據集當前的寫入點。使用 `zfs promote` 命令可以把一個克隆「升級」成爲數據集的當前寫入點，從而數據集原本的寫入點會調轉依賴關係， 成爲這個新寫入點的一個克隆，被升級的克隆原本依賴的快照和之前的快照會成爲新數據集寫入點的快照。

## 書籤（bookmark）

這是 ZFS 一個比較新的特性，ZFS on Linux 分支從 v0.6.4 開始支持創建書籤的功能。

書籤特性存在的理由是基於這樣的事實：原本 ZFS 在 send 兩個快照間的差異的時候，比如 send S1 和 S2 之間的差異，在發送端實際上只需要 S1 中記錄的時間戳（TXG id），而不需要 S1 快照的數據， 就可以計算出 S1 到 S2 的差異。在接收端則需要 S1 的完整數據，在其上根據接收到的數據流創建 S2 。 因此在發送端，可以把快照 S1 轉變成書籤，只留下時間戳元數據而不保留任何目錄結構或者文件內容。 書籤只能作爲增量 send 時的參考點，並且在接收端需要有對應的快照，這種方式可以在發送端節省很多存儲。

通常的使用場景是，比如你有一個筆記本電腦，上面有 ZFS 存儲的數據，然後使用一個服務器上 ZFS 作爲接收端，定期對筆記本上的 ZFS 做快照然後 send 給服務器。在沒有書籤功能的時候， 筆記本上至少得保留一個和服務器上相同的快照，作爲 send 的增量參考點，而這個快照的內容已經在服務器上所以不需要保留在筆

記本中。有了快照之後，每次將定期的新快照 send 到服務器之後，就可以把這個快照轉化成書籤，節省存儲開銷。

## 檢查點（checkpoint）

這也是 ZFS 的新特性， ZFS on Linux 分支從 v0.8.0 開始支持創建檢查點。

簡而言之，檢查點可以看作是整個存儲池級別的快照，使用檢查點能快速將整個存儲池都恢復到上一個狀態。 這邊有篇文章介紹 ZFS checkpoint 功能的背景、用法和限制 ，可以看出當存儲池中有檢查點的時候很多存儲池的功能會受影響（比如不能刪除 vdev 、不能處於 degraded 狀態、不能 scrub 到當前存儲池中已經釋放而在檢查點還在引用的數據塊）， 於是檢查點功能設計上更多是給系統管理員準備的用於調整整個 ZFS pool 時的後悔藥， 調整結束後日用狀態下應該刪除掉所有檢查點。

# ZFS 的概念與 btrfs 概念的對比

先說書籤和檢查點，因爲這是兩個 btrfs （目前）完全沒有的功能。

書籤功能完全圍繞 ZFS send 的工作原理，而 ZFS send 位於 ZFS 設計的 DSL(dataset and snapshot layer) 層面，甚至不關心它 send 的快照的數據是來自文件系統還是 zvol 。在發送端它只是從目標快照遞歸取數據塊，判斷 TXG 是否老於參照點的快照，然後把新的數據塊全部發往 send stream ；在接收端也只是完整地接收數據塊， 不加以處理，。與之不同的是 btrfs 的 send 的工作原理是工作在文件系統的只讀子卷層面， 發送端在內核代碼中根據目標快照的 b 樹和參照點快照的 generation 生成一個 diff （可以通過 `btrfs subvolume find-new` 直接拿到這個 diff ），然後在用戶態代碼中根據 diff 和參照點、目標快照的兩個只讀子卷的數據產生一連串修改文件系統的指令， 指令包括創建文件、刪除文件、讓文件引用數據塊（保持 reflink ）等操作；在接收端則完全工作在用戶態下， 根據接收到的指令重建目標快照。可見 btrfs send 需要在發送端讀取參照點快照的數據（比如找到 reflink 引用），從而 btrfs 沒法（或者很難）實現書籤功能。

檢查點

可以看出和 btrfs 相比， ZFS 的快照有更多限制，而 ZFS 快照允許的操作都可以在 btrfs 中通過 文件系統操作進行