

目次

1	はじめに	1
2	Linux コンテナにおける資源管理	3
3	journaling file system	5
3.1	journaling の意味	5
3.2	journaling の手順	9
4	Linux コンテナに対する DDoS 攻撃	13
5	コンテナにおける資源管理の脆弱性解析	14
6	関連研究	15
7	まとめ	16

1 はじめに

近年，マルチテナント型のクラウドにコンテナ技術が利用されている．マルチテナント型のクラウドの例として，Amazon Web Services や Google Cloud Platform がある．こういったクラウドを管理する場合に，isolation が重要である．ここで，isolation と throttle との違いを明確にしておく．ディスクへの書き込みを 15% に制限しているが，30% 必要としているプロセスと，85% に制限しているが 50% しか必要としていないプロセスを実行したとする．throttle であれば，前者はディスクへの書き込みを 15% ，後者は 50% の割合で使う．一方，isolation では，余っている分を自由に利用できるのもので，後者が 50% しか利用していないため，前者は必要としている 30% 分を使うことができる．

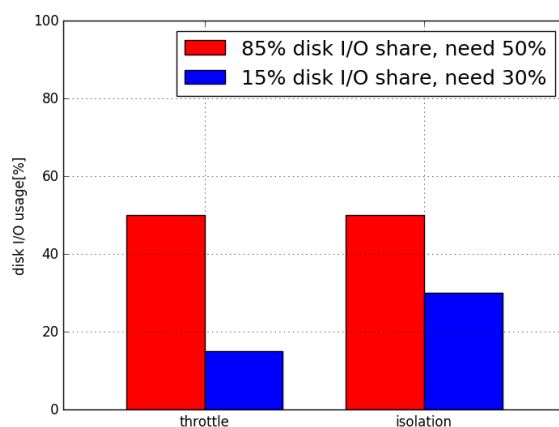


図 1.1 throttle と isolation との違い

コンテナ技術の一つとして，Linux コンテナ (LXC) がある．LXC は linux カーネル機能の一つである cgroup を利用して，コンテナ毎の資源管理を行っている．また，それによってコンテナ間の isolation を保っている．しかし，cgroup による isolation は不完全である．2 個のコンテナを用意する．片方のコンテナでは cgroup によって disk I/O 使用率を 85% に制限し，Flexible IO(FIO) write benchmark を実行する．もう一方のコンテナでは，disk I/O 使用率を 15% に制限し，FIO write benchmark を 100 命令に一回 fsync しながら実行する．この状況では，disk I/O 使用率を 85% に制限している方は，本来は 85% 使えるはずが 40% しか使えなかった．

コンテナ環境における isolation の不完全性は，DDoS 攻撃への脆弱性となる可能性がある．本論文では，実際にコンテナ環境において利用される，MySQL と varmail に対して攻撃が可能であることを示し，その解析を行う．MySQL への攻撃が可能であるか検証するためコンテナを 2 つ用意する．片方のコンテナで，disk I/O 使用率を 85% に制限して MySQL benchmark を実行する．もう一方のコンテナで，disk I/O 使用率を 15% に制限して，ファイルのメタデータを頻繁に更新するスクリプトと FIO read benchmark を実行する．この時，MySQL は，本来 disk I/O を 85% 使えるはずが，50% しか使えていなかった．よって，MySQL に対して攻撃が可能だと言える．同様に，varmail への攻撃が可能であるか検証するためにコンテナを 2 つ用意する．片方のコンテナで disk I/O 使用率を 85% に制限して varmail benchmark を実行する．もう一方のコンテ

ナで、disk I/O 使用率を 15% に制限して、ファイルのメタデータを頻繁に更新するスクリプトと FIO read benchmark を実行する。この時、varmail は、本来 disk I/O を 85% 使えるはずが、50% しか使えていなかった。よって、varmail に対して攻撃が可能だと言える。

cgroup による isolation が不完全な原因は、journal であった。LXC ではコンテナ間で file system を共有しているため、複数のコンテナの disk I/O が、一つの journal でシリアルライズされる。攻撃側は、頻繁に fsync を呼び、メタデータを更新しようとしている。攻撃側の頻繁な更新リクエストにより、journal に負荷がかかる。これによって、disk I/O の遅延時間が増加するようになるが、一つの journal で管理していることによって、すべてのコンテナでこの影響を受ける。したがって、攻撃対象の遅延時間を増やし、パフォーマンスを下げる事が出来たのだと考える。また、攻撃側の、メタデータの更新リクエストの頻度を上げるほど、攻撃対象の遅延時間は増加する傾向にあった。

本論文の構成を以下に示す。第 2 章では、LXC の資源管理の仕組みについて説明する。第 3 章では、journaling file system の仕組みについて説明する。第 4 章では、現在のコンテナ環境において、DDoS 攻撃が可能であることを示す。第 5 章では、DDoS 攻撃が可能である原因を解析する。第 6 章では、本研究に関連する研究について紹介する。第 7 章では、まとめと今後の課題について述べる。

2 Linux コンテナにおける資源管理

近年、仮想化技術としてコンテナが注目されている。コンテナを実現する技術の一つに Linux コンテナ (LXC) がある。本章では、LXC の資源管理の仕組みについて説明をする。

LXC は、一つのマシン上にコンテナという隔離空間を作り出す。LXC は、Linux カーネル機能の一つである cgroup を使い、コンテナへの資源の割り当てを管理している。

cgroup は、OS が管理する資源を一元的に管理できる Linux カーネル機能である。cgroup は、プロセス、ファイルシステム、CPU、メモリ、block I/O デバイスなどの各種デバイスといった多種のものを管理できる。cgroup はサブシステムによって、これら資源を管理している。表 2.1 に、cgroup のサブシステムとその機能を示す。

cgroup は資源のグループ化を行い、グループごとに資源利用の優先度を決めたり、利用できる資源を制限

表 2.1 cgroup のサブシステムとその機能

サブシステム名	機能
blkio	ブロックデバイスへの入出力アクセスの制限を設定する
cpu	CPU コアの時間配分の割合を設定する
cpuacct	タスクが消費する CPU 時間をレポートする
cpuset	使用可能な CPU コア数を設定する
devices	デバイスへのアクセスを制御する
freezer	タスクの一時停止と再開を制御する
hugetlb	cgroup からの hugetlb の使用
memory	タスクによって使用されるメモリの制限を設定する
net_cls	プロセスが発信するパケットに識別子を付与し、制御する
net_prio	タスクのネットワークの優先度を動的に設定する
pids	起動するプロセス数を制限する

したりしている。さらに、グループを隔離することで、他のグループから中が見えないようにしている。これによって、コンテナという隔離空間を作り出している。したがって、図 2.1 のように、あるコンテナから他のコンテナの内部へはアクセスが出来ない。

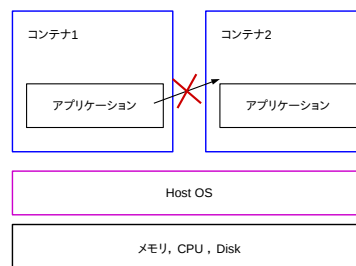


図 2.1 cgroup によるグループ化

より詳しく見ていくために、blkio サブシステムについて説明する。blkio サブシステムは、cgroup 内のタスクが行う、ブロックデバイス上の I/O アクセスを管理します。制御の方法は、重み付け比例配分という方法と、I/O スロットリングという方法の 2 種類があります。I/O スロットリングは、特定のデバイスへの I/O 操作数の上限を設定するのに使います。重み付け比例配分は、Completely Fair Queuing スケジューラによりスケジューリングを行うことで、グループに重み付けをすることができる。この重み付けは、100 1000 の間で指定できる。

例えば、2 つのグループがあり、これらをグループ A とグループ B とする。グループ A とグループ B のブロックデバイスへの I/O アクセスを 2 : 1 に重み付けしたい場合、グループ A に対応する blkio サブシステム以下の blkio.weight の値を 1000 に設定し、グループ B に対応する blkio サブシステム以下の blkio.weight の値を 500 に設定する。これによって、1000 : 500、つまり 2 : 1 で重み付けをすることができる。

3 journaling file system

唐突な電源断が発生したり，OS にバグが発生したりすると，file system の一貫性が失われてしまう．この問題を crash-consistency problem という．本来，保存してあるデータは永続的なものであるべきである．そこで，この問題を解決するために生み出されたものが，journaling file system である．本章では，ext4 file system において，デフォルトで用いられている，metadata journaling について説明する．

3.1 journaling の意味

本来，データは永続的なものであるべきである．しかし，データを変更する途中で，電源断が発生したり OS にバグが発生したりして，変更が中断されてしまう場合が存在する．この場合，復帰する際に特別な操作を行わないと，file system に矛盾が生じてしまう．簡単な書き込みを例に，途中でクラッシュが起こってしまった場合にどうなるかを紹介する．書き込み例は，すでに存在するファイルに対して，データブロックを一つ加えるもので，ファイルを開く，正しいオフセットの位置まで移動する，4KB の write を発行する，ファイルを閉じるの 4 つの操作からなる．

書き込み対象の file system も標準的な，inode bitmap，data bitmap，inodes，data blocks を含んでいるものとする．データ構造の初期状態を図 3.1 に示す．inode bitmap Ba は，inode I[v1] が使用中であることを示している．data bitmap B[v1] は，data block Da が使用中であることを示している．inode I[v1] は，file size が 1 であり，ファイルの内容がブロック 4，つまり data block Da に格納されていることを示している．data block Da は，ファイルの内容を格納している．

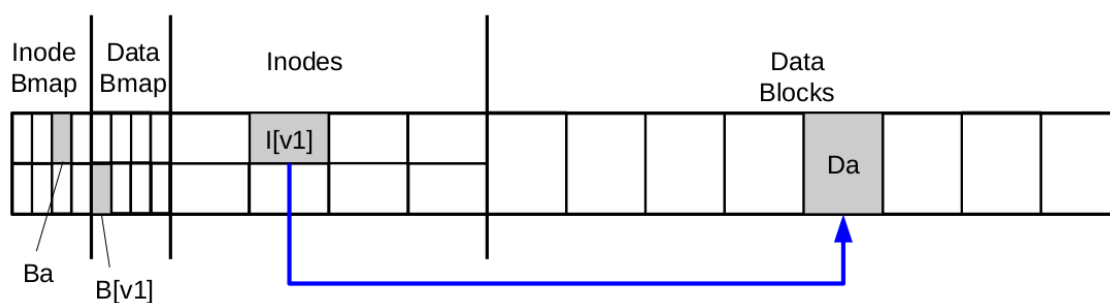


図 3.1 初期のデータ構造

また，inode I[v1] の中身は表 3.1 のようになっているとする．

1 ブロック分が割り当てられているので file size は 1, pointer はブロック 4 を指している．ここに，簡単な書き込み操作を行うと，data bitmap，inode，data block の 3 箇所が更新される．data block では，新しく data block Db が，ファイルに割り当てられる．inode I[v1] の pointer が，元々割り当てられている data block Da 以外に，新しく割り当てられた data block Db も指すようになり，file size は 2 となる．さらに，新しく data bitmap B[v2] が，data block Db が使用されていることを指し示すようにする．無事，書き込み操作が行

表 3.1 inode の初期状態

owner	: hoge
permissions	: read-write
size	: 1
pointer	: 4
pointer	: null
pointer	: null
pointer	: null

われた場合， inode I[v1] は表 3.2 のようなる．

さらに，書き込み操作終了後のデータ構造は図 3.2 のようになる．

表 3.2 inode の書き込み操作終了後の状態

owner	: hoge
permissions	: read-write
size	: 2
pointer	: 4
pointer	: 5
pointer	: null
pointer	: null

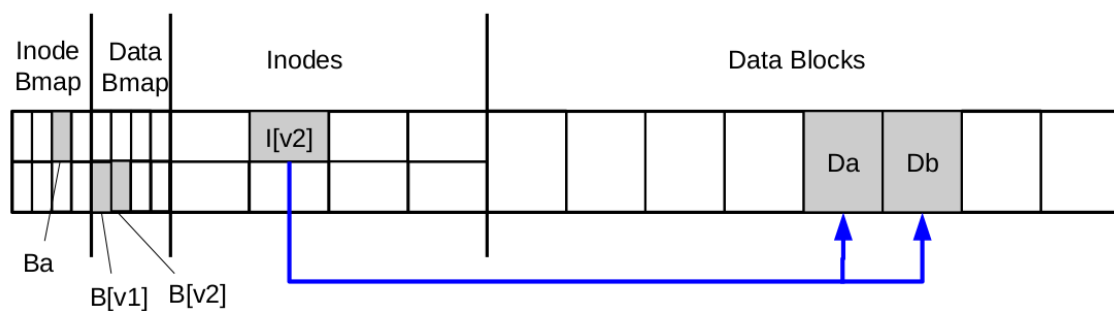


図 3.2 書き込み終了後のデータ構造

上記で述べたとおり，書き込みの際に更新するのは，data bitmap，inode，data block の 3 箇所である．3 箇所の内，1 箇所のみ，または 2 箇所の更新が終わった時点で，障害が発生した場合を説明する．

- data block Db のみ書き込みが完了した場合

この場合，データは disk に書き込まれているが，inode はそのブロックを指し示していない．さら

に， data bitmap を見ても，そのブロックが使用されていないと表示されている．これは，書き込み操作が行われなかった場合とほぼ同じであるため，問題がないと言える．

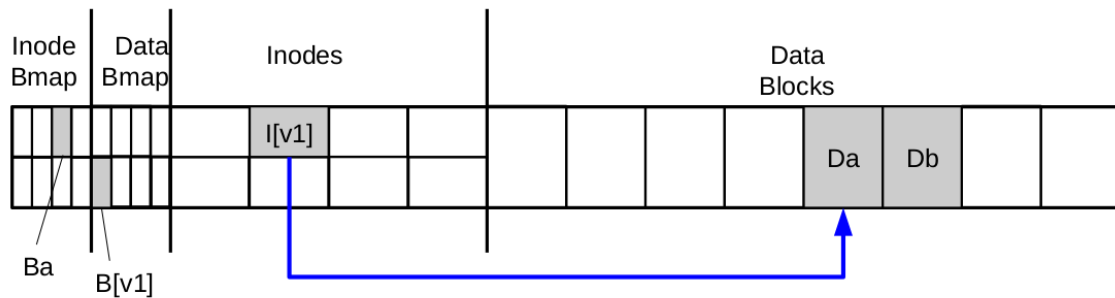


図 3.3 data block Db のみ書き込んだ場合

- inode I[v2] のみ書き込みが完了した場合

この場合，data block Db の中身が書き込まれていないにもかかわらず，inode I[v2] の pointer は data block Db を指している状態になる．そのため，garbage data を読んでしまう可能性が存在する．さらに，inode I[v2] の pointer は data block Db を指しているが，data bitmap は，data block Db が使われていない状態であることを示している．つまり，file system の一貫性が崩れた状態となり，問題があると言える．

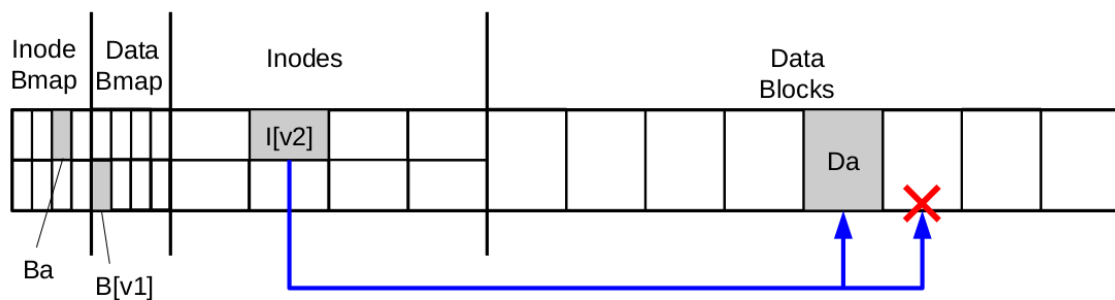


図 3.4 inode I[v2] のみ書き込んだ場合

- data bitmap B[v2] のみ書き込みが完了した場合

この場合，data bitmap B[v2] は，data block Db が使用中であると示しているが，どの inode も data block Db を指していない．したがって，この場合も file system の一貫性が崩れた状態となり，さらに，data block Db が全く使えない状態に陥ってしまう．よって，問題があると言える．

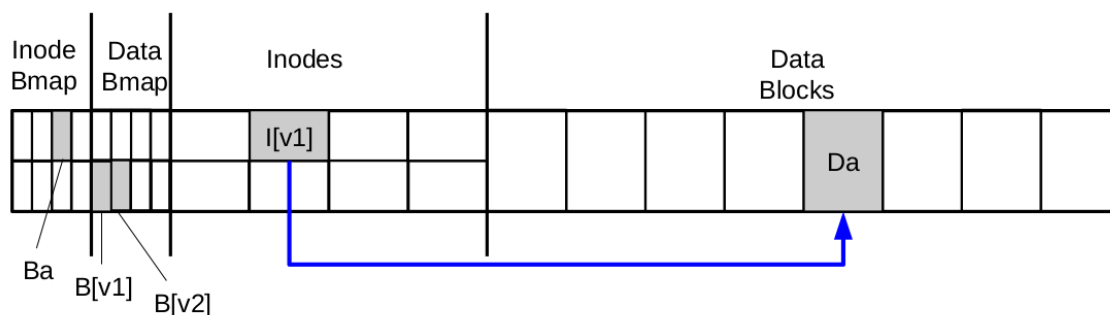


図 3.5 data bitmap B[v2] のみ書き込んだ場合

- inode I[v2] と data bitmap B[v2] のみ書き込みが完了した場合

この場合，data bitmap B[v2] は，data block Db が使用中であることを示し，inode I[v2] はそのブロックを指している．よって，メタデータの一貫性は保たれている．しかし，data block Db の中身は書き込まれていないため，garbage data を読んでしまう可能性がある．したがって，問題があると言える．

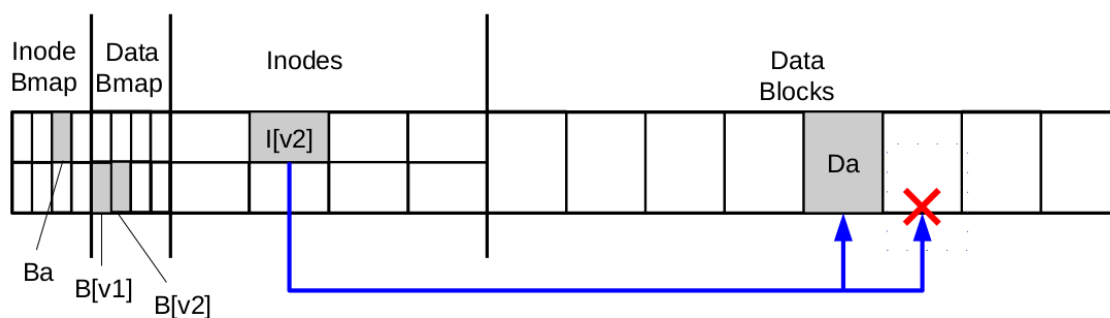


図 3.6 inode I[v2] と data bitmap B[v2] のみ書き込んだ場合

- inode I[v2] と data block Db のみ書き込みが完了した場合

この場合，inode I[v2] の pointer は data block Db を指しており，中身も書き込まれているが，data bitmap B[v2] は data block Db が使用されていないと示している．これは，file system の一貫性が崩れた状態であり，問題があると言える．

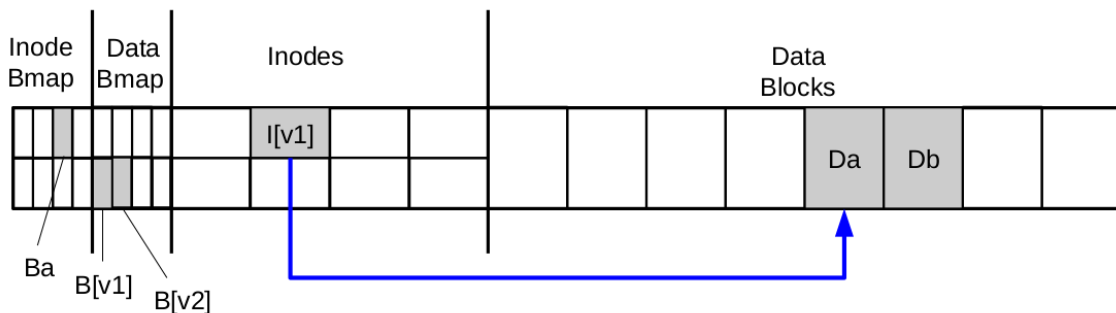


図 3.7 inode I[v2] と data block Db のみ書き込んだ場合

- data bitmap B[v2] と data block Db のみ書き込みが完了した場合

この場合でも，inode I[v2] と data bitmap B[v2] との間に矛盾が生じているため，file system の一貫性が崩れている．data block Db は使用されている状態にあり，中身も書き込まれているが，どのファイルに属すブロックかわからない．したがって，問題があると言える．

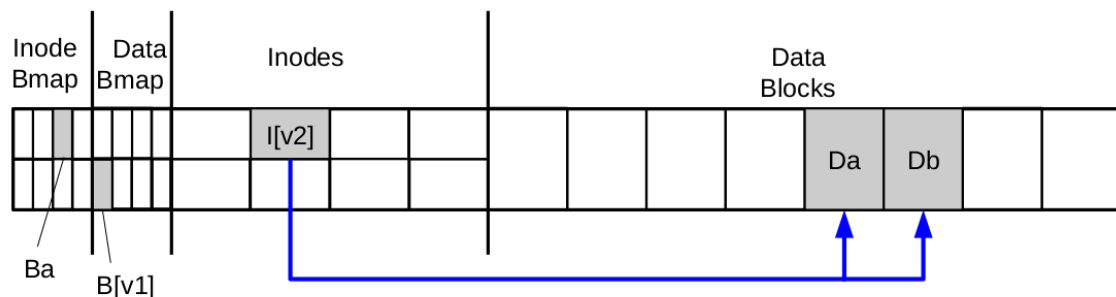


図 3.8 data bitmap B[v2] と data block Db のみ書き込んだ場合

これらのクラッシュが起こった状況から見られるように，一部のブロックが使えなくなる状況が発生したり，garbage data をユーザに返してしまう状況が発生したりする．クラッシュが発生し，復帰したあとでも，file system に一貫性が保たれている状態にしたい．一方で，disk に対して一度に一つの write しか commit できないという制限がある．その制限の中で，クラッシュ後も file system が一貫性を保った状態で復帰できるようにするため，file system checker が生まれ，その後にそれを改良した journaling が生まれた．

3.2 journaling の手順

journaling は，write ahead logging と呼ばれる．disk の内容を更新する時に，これから実行しようとしていることをメモとして書いておく．これが“write ahead”の部分である．このようにすることで，データ構造の更新中にクラッシュが起きても，復帰時にメモしてあるものを見て，こういった操作をすればいいかわか

るとともに、操作をやり直すことができる。また、クラッシュから復帰した際に、file system の一貫性が崩れていないか、ファイルを一つ一つ調べる必要がない。結果として、クラッシュ後の復帰時にメモを見るという少しの作業しかしなくても済むのである。

journaling を使っていない ext2 file system と journaling を使っている ext3 file system を比較する。ext2 file system を見てみる。disk は一つの superblock と複数の block group に分けられている。さらに、block group は、inode bitmap、data bitmap、inode、data block からなる。superblock は file system の管理情報を記録する領域である。ext2 file system の構造は、図 3.9 のようである。

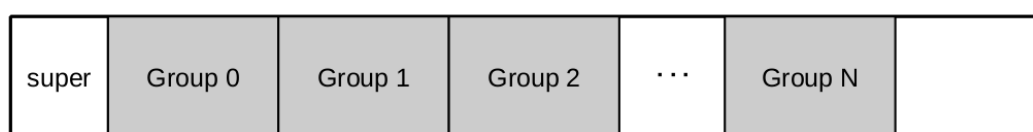


図 3.9 ext2 file system の構造

ext3 file system は、ext2 file system に journaling 機能を足したものである。journaling 機能を満たすため、先ほど述べたメモを取るような領域を確保しておかなければならない。ext3 file system の構造は、図 3.10 のようである。

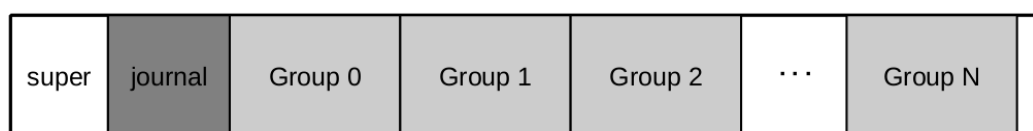


図 3.10 ext3 file system の構造

journaling には、data journaling と metadata journaling が存在する。data journaling は、メタデータと実データの両方を journaling の対象にするものであり、信頼性を重視している。一方で、metadata journaling は、メタデータのみを journaling の対象にするものであり、書き込みの速度を重視している。ここでは、metadata journaling を説明する。

すべてのデータを journaling の対象とすると、それらの書き込みを 2 回ずつ行わなければ行けないため、高いコストが必要になる。そこで、実データは journal に書き込まず、メタデータのみを journaling の対象とした metadata journaling が利用される。これは、ordered journaling とも呼ばれる。

先ほどのクラッシュが起こった際の例で扱った簡単な書き込みを使って、metadata journaling の手順を説明する。最初に、実際に書き込みを行う前に journal に書き込まれるものは、図 3.11 のようになっている。また、TxB は、トランザクションの始まりを意味しており、TxE は、トランザクションの終わりを意味している。

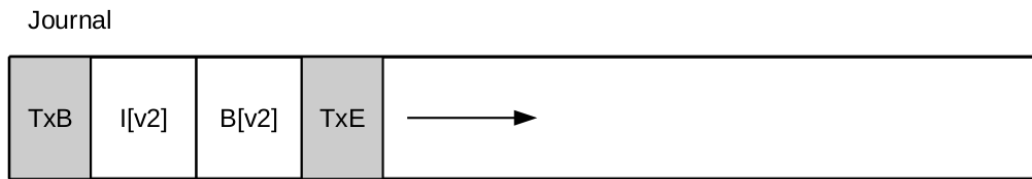


図 3.11 journal log の中身

書き込み操作によって行われる更新は，inode I[v2]，data bitmap B[v2]，data block Db の 3 つから構成されている．この内，最初の 2 つがメタデータにあたる．したがって，journal に記録され，記録が無事終わったあとで file system に書き込みが行われる．それに対し，最後の一つは実データである．したがって，file system に一度だけ書き込みが行われるのみである．

ここで，書き込みの順序を考える．例えば，メタデータである inode I[v2] と data bitmap B[v2] の書き込みを行ったあとに，data block Db の書き込みを行うとする．この場合，もし書き込み途中で OS のクラッシュなどが発生して書き込みが中断されてしまうと，file system の一貫性は保たれているが，inode I[v2] は，garbage data を指してしまう状況が生まれる．これは，中断が発生して復帰した時，inode I[v2] と data bitmap B[v2] は書き込みがもう一度行われるのに対し，data block Db は journaling の対象にしていなかったため，書き込みのやり直しが発生しないからだ．

この状況が発生しないようにするため，多くの場合，実データを書き込んでから，それに関連するメタデータの書き込みを行う．よって，metadata journaling の手順は以下ようになる．

1. Data write

最終的に実データを書き込む場所に，実データの書き込みを行う．

書き込みの終了を待つ．

2. Journal metadata write

TxB block とメタデータを journal log に書き込む．

書き込みの終了を待つ．

3. Journal commit

TxE block を journal log に書き込む．

書き込むの終了を待つ．

トランザクションがコミットされる．

4. Checkpoint metadata

最終的にメタデータを書き込み場所に，メタデータの書き込みを行う．

5. Free

journal log のトランザクションを書き込んだスペースを解放する．

さらに，metadata journaling のタイムラインを図 3.12 に示す．各列が，いずれかの要素の write が発行さ

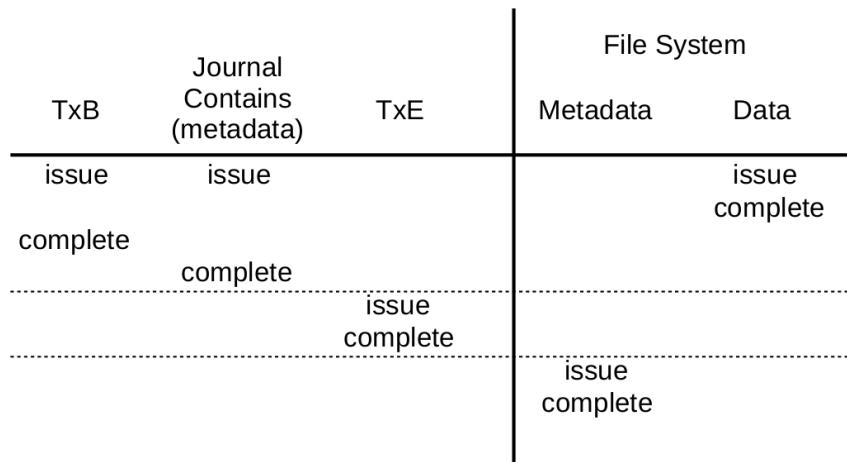


図 3.12 metadata journaling timeline

れた，あるいは write が完了した論理時間を示している．

では，metadata journaling の各手順中にクラッシュなどによって中断され，その後に復帰する場合を考える．

- Data write が中断された場合
復帰後に，journal を見ても何も log が残っていないため，書き込み自体がなかったことになる．したがって，file system の一貫性は保たれた状態である．
- Journal metadata write が中断された場合
復帰後に，journal を見ると途中まで書かれているが，トランザクションの終了を表す TxE が書き込まれていないため，実データはすでに書き込まれているが，書き込み自体はなかったことになる．したがって，file system の一貫性は保たれた状態である．
- Journal commit が中断された場合
この場合，Journal metadata write が中断された場合と同様であるため，file system の一貫性は保たれた状態である．
- Checkpoint metadata が中断された場合
復帰後に，journal を見ると，トランザクションが残っている．そこで，最終的にメタデータを書き込む場所へのメタデータの書き込みを再実行することができる．その結果，書き込みは完了される．したがって，file system の一貫性は保たれた状態である．

4 Linux コンテナに対する DDoS 攻撃

5 コンテナにおける資源管理の脆弱性解析

6 関連研究

7 まとめ