

先進計算機構成論 11

東京大学大学院 情報理工学系研究科 創造情報学専攻

塩谷 亮太

shioya@ci.i.u-tokyo.ac.jp

感想とか質問とか

- ハードウェアが命令をよしなにしてくれるCPUと比較してGPUで適切な計算をするプログラムを書くのは大変そうだなあ(小並感)という感想でした。
- GPUでもRISC-Vのようなオープンソースのアーキテクチャは存在するのでしょうか？
- Edgeデバイス向けのGPUが増えてきていますが消費電力低下技術もCPUとGPUでおなじなののでしょうか？

感想とか質問とか

- CUDAと OpenCLがGPUで最も代表的な言語だと思いますが、両者の長所短所や特徴を詳しく知りたいです。
- cuda 今書いているのですが、メモリの種類が複雑で、ワクワクするけど大変...（個人的な感想）

感想とか質問とか

- GPUにおけるSIMTのアーキテクチャでは分岐して違うパスにいった場合時分割で処理する、という話があったと思いますが、たしかにそれでは性能劣化が激しくなると思います。わざわざそのような分岐をサポートして、メリットのあるケースというのはあるのでしょうか？

感想とか質問とか

- 極端な例でロード・ストアの多発するようなプログラムを考えたとき、結局ほとんどの処理がROBでin-orderなcommitになって処理が捨てられていくので、OoO発行はin-order並みの性能になるのでしょうか。
- バッファ系のハードウェアがたくさん出てくるので、混乱しそうです。

感想とか質問とか

- フロントエンド, バックエンド, コミット・パイプはこれまでのステージを別の単位で区切ったようなものだと考えればよいですか.
- マイコンでちょっとだけSIMDを触ったことがありましたが、シムドと呼んでいました・・・。

感想とか質問とか

- ハードウェア割り込みなども、例外と似たような処理の仕方だと思っていた (割り込みが入った時点で用意されていた処理に飛ぶ) のですが、この理解で正しいのでしょうか？

感想とか質問とか

- レポート提出なのですが、メールだと届いてるかどうかわからなかったり、修正したい場合もあるかもしれないので、できればLMS経由で提出したいです。

前回の内容

1. 命令パイプラインの詳細
2. ハザードとその解決方法

今日の内容

1. キャッシュ

キャッシュとは？

- 「キャッシュ」って、ブラウザのあれ？
- ちょっと違うけど、原理は同じもの

原理は同じ

■ ブラウザのキャッシュ

- ◇ WEB サーバーからページを取ってくるのは遅い
- ◇ 1回見たページを PC やスマホの「キャッシュ」に置いておく
- ◇ 2回目からは表示が速い

■ メモリのキャッシュ

- ◇ メイン・メモリからデータを取ってくるのは遅い
- ◇ 1回読んだデータを CPU の「キャッシュ」に置いておく
- ◇ 2回目からは読み込みが速い

性能へ大きく影響するし、影響範囲も広い

- キャッシュが問題になることは非常に多い
 - ◇ ほとんどのプログラムで性能に大きな影響を与えている

例：行列積の実装と性能

■ 三重ループとして実装できる

◇ ループの順番は任意に入れ替え可能

```
for (int k = 0; k < SIZE; k++)  
    for (int j = 0; j < SIZE; j++)  
        for (int i = 0; i < SIZE; i++)  
            a[k][j] += b[k][i] * c[i][j];
```

■ 単にループの順番を入れ替えるだけで処理時間が大きく変化する

◇ 外側から k j i の順 → 178秒

◇ 外側から k i j の順 → 20秒

◇ 外側から j i k の順 → 1100秒

■ この変化は、キャッシュを有効に働かせているかどうかによって由来

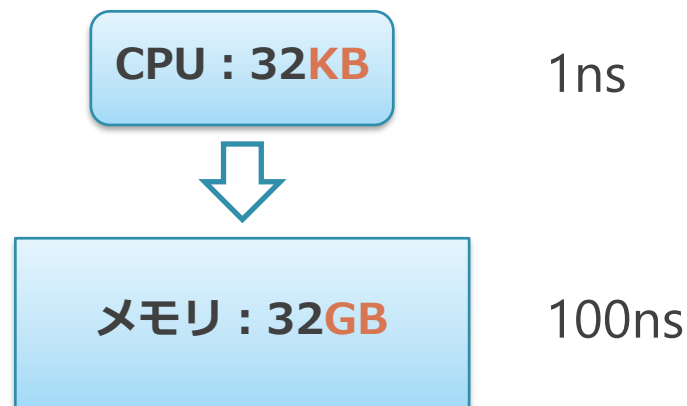
◇ 計算量や全体としてのメモリ使用量は全く同じなのに

1. メモリの容量と速度
2. キャッシュの基本的な考え方
3. キャッシュの構成方法
4. 行列積での動作例

メモリの性質

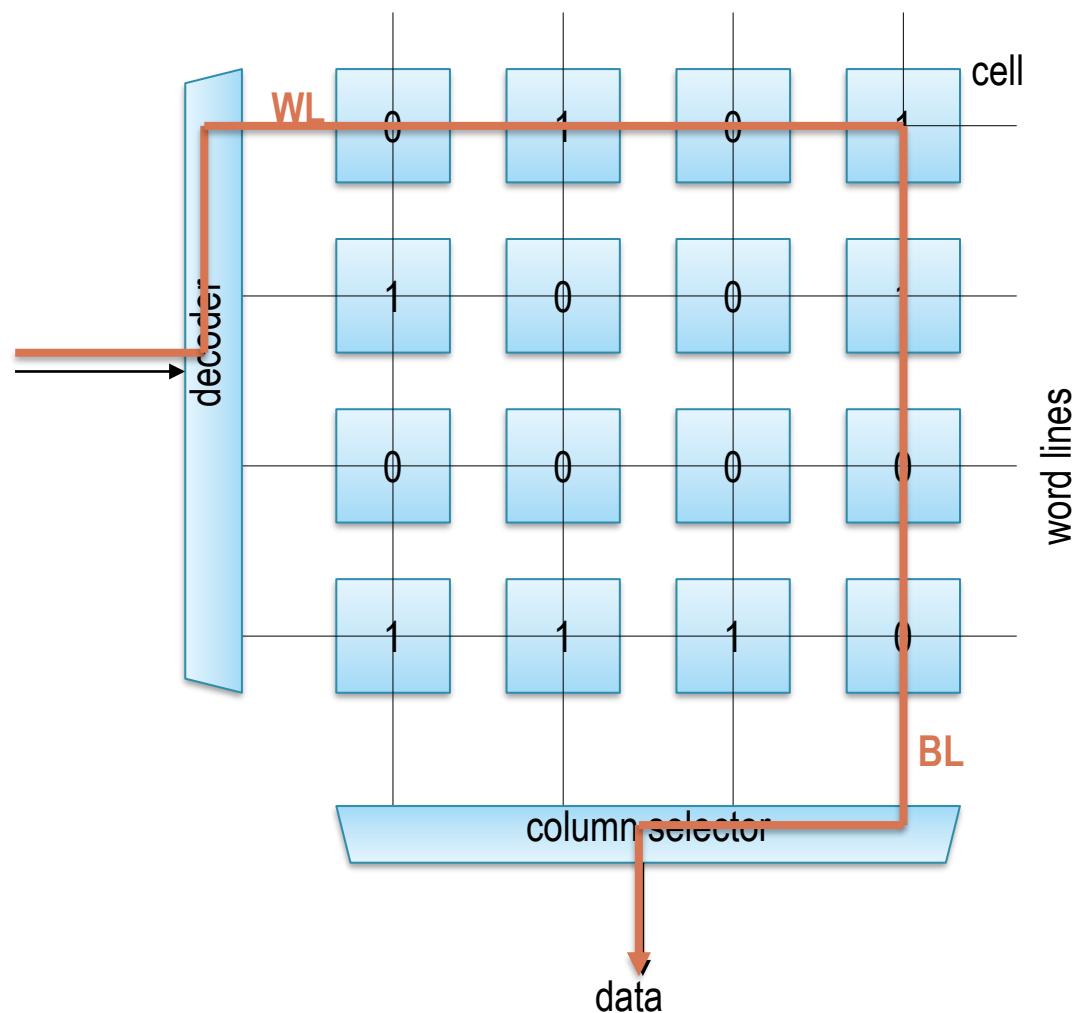
- 容量（大きい or 小さい）
 - ◇ どのくらい数のデータを覚えることができるか
- 速度（速い or 遅い）
 - ◇ どのくらいの速さで読み書きできるか
- 容量と速度にはトレードオフがある
 - ◇ 「大きくて速くいメモリ」は作ることができない

実際にはアクセス時間は容量の平方根ぐらいに比例



- 格子状に並んだセルの外周部の長さがアクセス時間を決めるから

アクセス時間は容量の平方根ぐらいに比例



- 格子状に並んだセルの外周部の長さがアクセス時間を決める
- メモリ容量
= (外周部の長さ)²
- 容量（セルの数）が一定の場合、正方形に近くするのが最も経路が短くなる

速度

■ 信号線の長さがなぜ問題に？

◇ 電気信号が伝わる速度はとても速いのでは？

■ 計算してみる：

◇ 光の速度： 秒速 30万Km = 3×10^8 m

◇ CPU の動作周波数： 3GHz = 3×10^9 Hz

◇ 1回の処理で光が進める長さ = $(3 \times 10^8) / (3 \times 10^9) = 0.1\text{m} = 10\text{cm}$

■ 光の速度でも大して進めないぐらい、今のコンピュータは速い

◇ 回路中の電気信号の伝達は光よりもだいぶ遅い

データをとってくるのに、どのぐらいかかるか？



メモリのまとめ

■ メモリ

- ◇ 情報を記憶し，アドレスで指定して読み書きする回路

■ 速さと大きさにはトレードオフがある

- ◇ 「大きくて遅いメモリ」か「小さくて速いメモリ」しか作れない

■ 実際には，セルをどのような方式で作るかでも大きく変わる

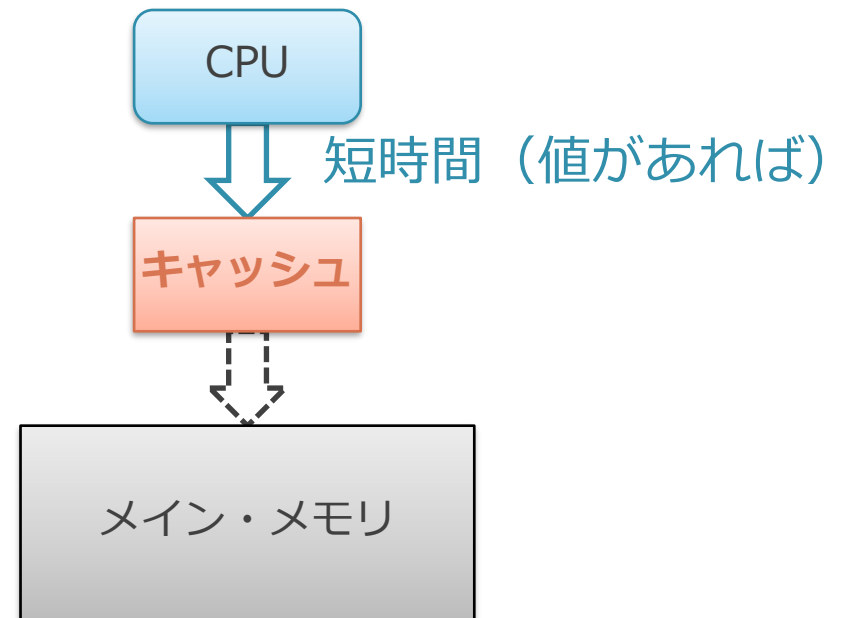
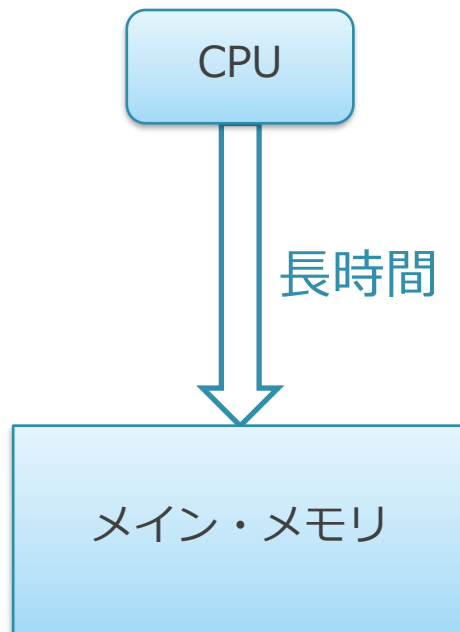
- ◇ しかし，上記のトレードオフは常になりたつ

1. メモリの容量と速度
- 2. キャッシュの基本的な考え方**
 1. 基本的な原理と構造
 2. 容量の性能への影響
 3. キャッシュのレイテンシと命令スケジューリング
3. キャッシュの構成方法
4. 行列積での動作例

記憶階層

■ 以下を階層的に組み合わせる

- ◇ 小さいけど速いメモリ：キャッシュ
- ◇ 大きいけど遅いメモリ：メイン・メモリ

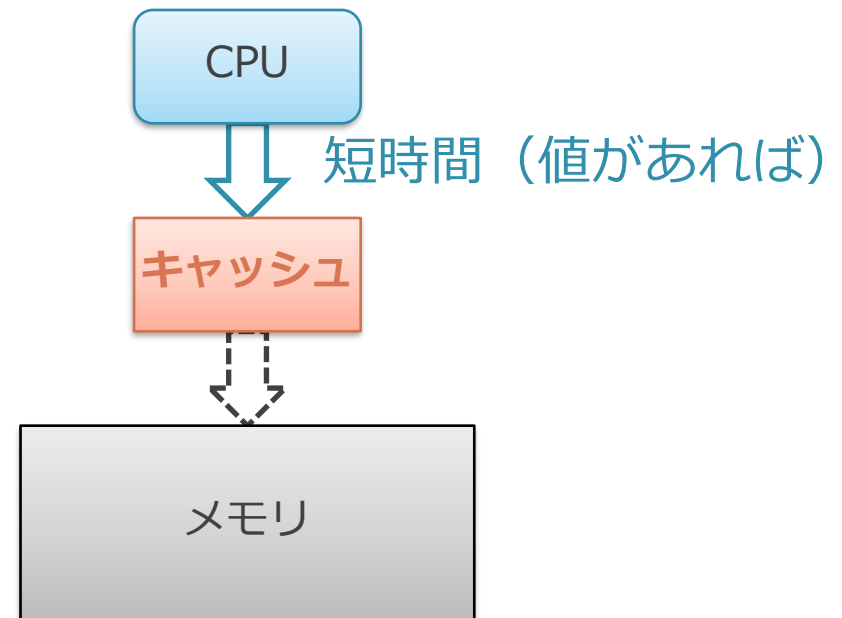
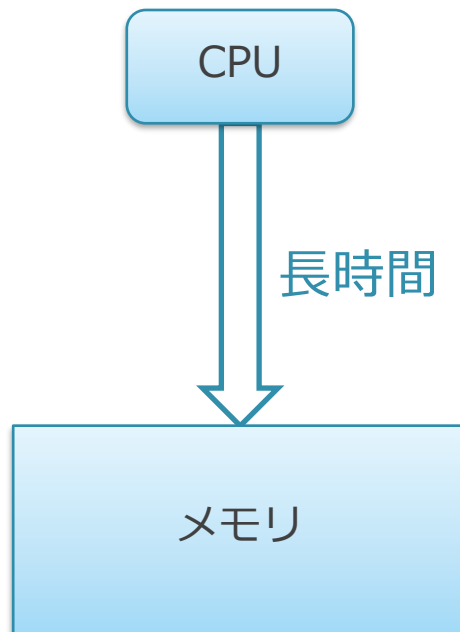


キャッシュの動作

■ ソフトの性質：

- ◇ 一度使用した値は，すぐにまた使う可能性が高い
- ◇ ブラウザのキャッシュと同じ

■ 一度利用した値を入れておくことで，2回目からは高速に

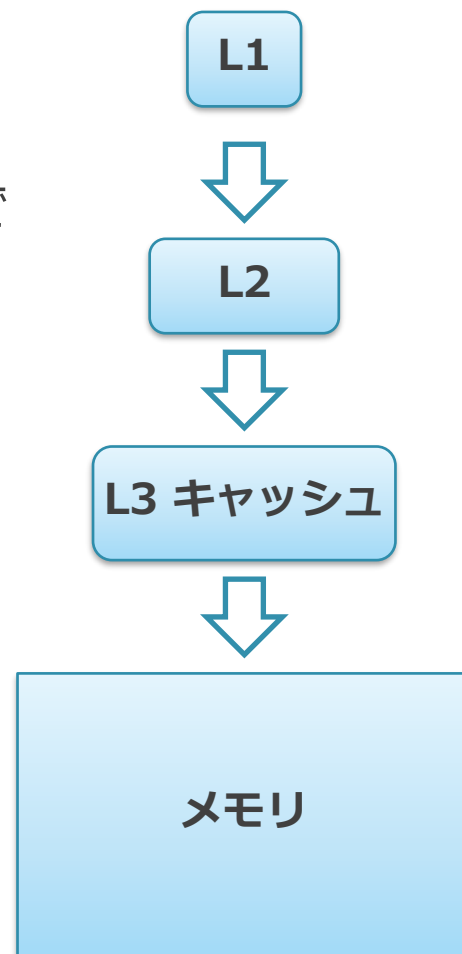


時間局所性

- 「一度使用した値は、すぐにまた使う可能性が高い」という性質
- なぜか？
 - ◇ 人間は、「普通は」関連のある処理同士を近くを書く
 - ◇ プログラムの各行ごとに全く関係無い処理を混ぜたりは「普通は」しない
- 関連する処理は、当然同じデータを使う可能性が高い
 - ◇ 同じ入力データの使いまわし
 - ◇ 前の行の結果を次の行の入力で使う
 - for ループなどはこれらの典型

実際には多層の構造になっている

- 中間の速さと大きさのキャッシュが複数組み合わされている
 - ◇ PC に使われている CPU だと L1 ～ L3 まであるのが一般的
 - ◇ L は Level の略で、大きいほど（高次）CPU から遠い



キャッシュの基本的な考え方のまとめ

■ 記憶階層

- ◇ 小さいけど速いメモリ：キャッシュ
- ◇ 大きいけど遅いメモリ：メイン・メモリ

■ 時間局所性

- ◇ 一度使用した値は、すぐにまた使う可能性が高い

■ 実際には多層の構造になっている

- ◇ 中間の速さと大きさのキャッシュが複数組み合わせられている

1. メモリの容量と速度
2. キャッシュの基本的な考え方
 1. 基本的な原理と構造
 2. **容量の性能への影響**
 3. キャッシュのレイテンシと命令スケジューリング
3. キャッシュの構成方法
4. 行列積での動作例

キャッシュへの性能への影響

■ 下記のような二重ループを考える

- ◇ SIZE がキャッシュの容量に収まっていれば、
内側ループ終了後に table の全データがキャッシュに乗る
- ◇ 次の内側の周回では全データがキャッシュに乗っているので速い！

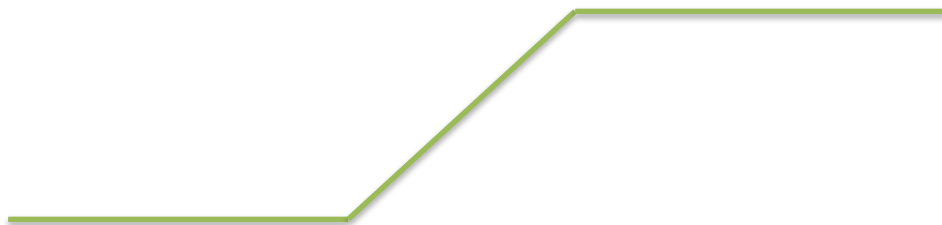
```
for (int i = 0; i < NUM_TEST; i++) {  
    uint32_t p = 0;  
    for (int j = 0; j < SIZE; j++) {  
        p += table[j];  
    }  
}
```



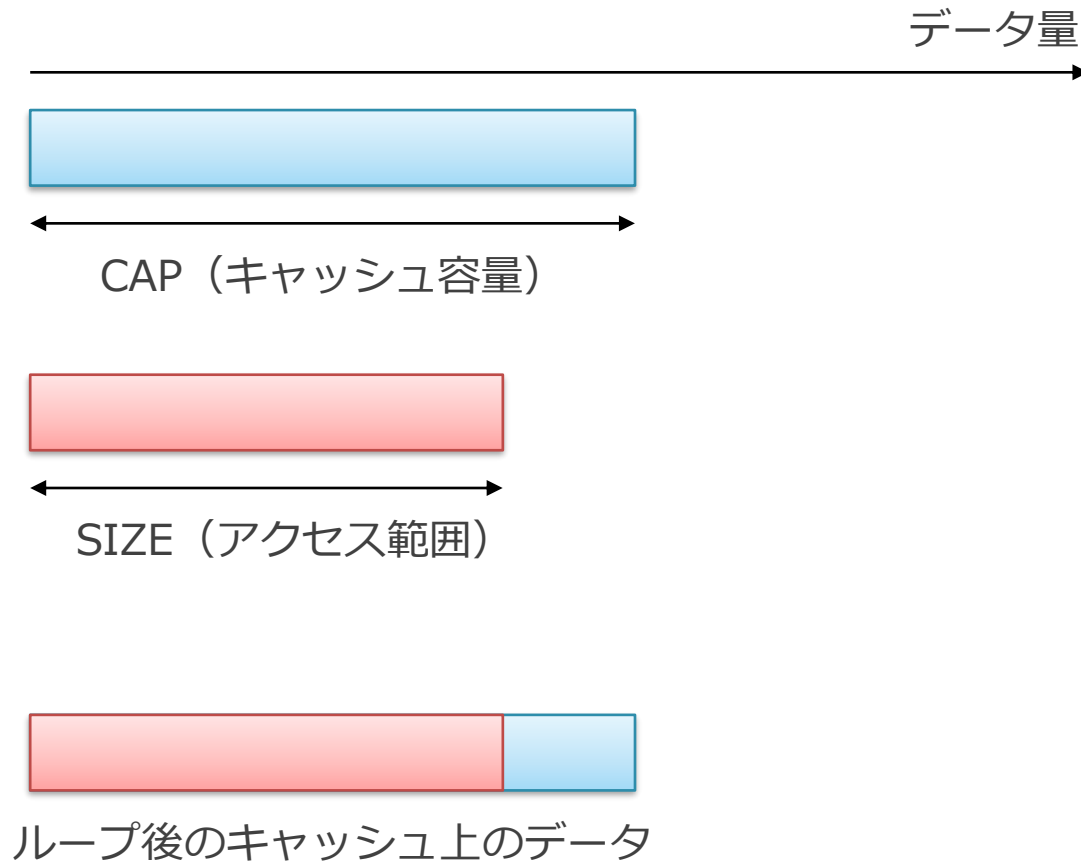
SIZE がキャッシュ容量を超えた時の振る舞い

- $SIZE$ = アクセス範囲,
 CAP = キャッシュ容量 とすると, 1 回のアクセスににかかる時間は

1. $SIZE \leq CAP$: 定速 (速い)
2. $CAP < SIZE \leq CAP \times 2$: 徐々に遅くなる
3. $CAP \times 2 < SIZE$: 定速 (遅い)

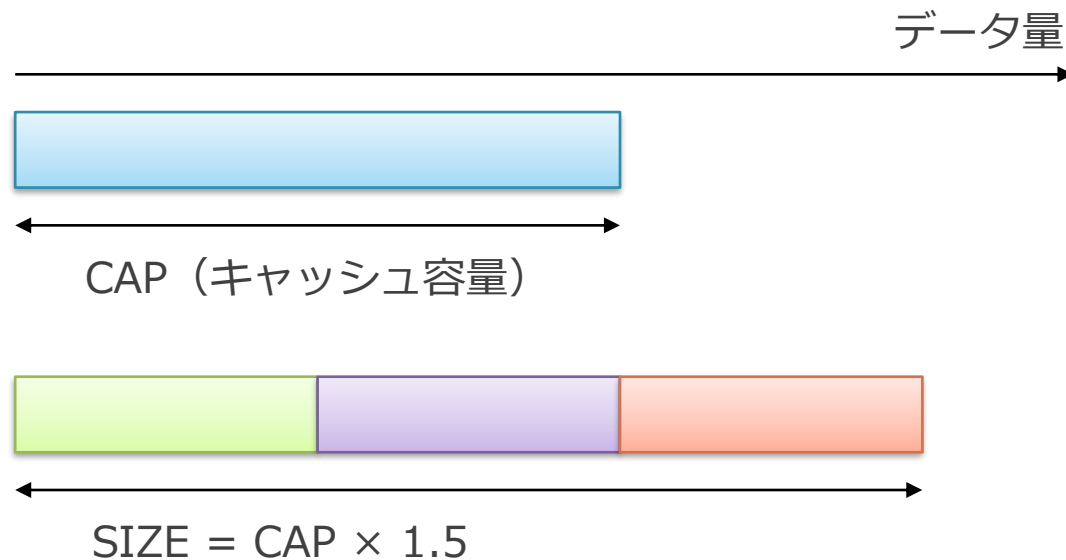


SIZE ≤ CAP : 定速 (速い)



- 常にキャッシュに SIZE 分のデータ乗ってるので速い

CAP < SIZE ≤ CAP×2 : 徐々に遅くなる



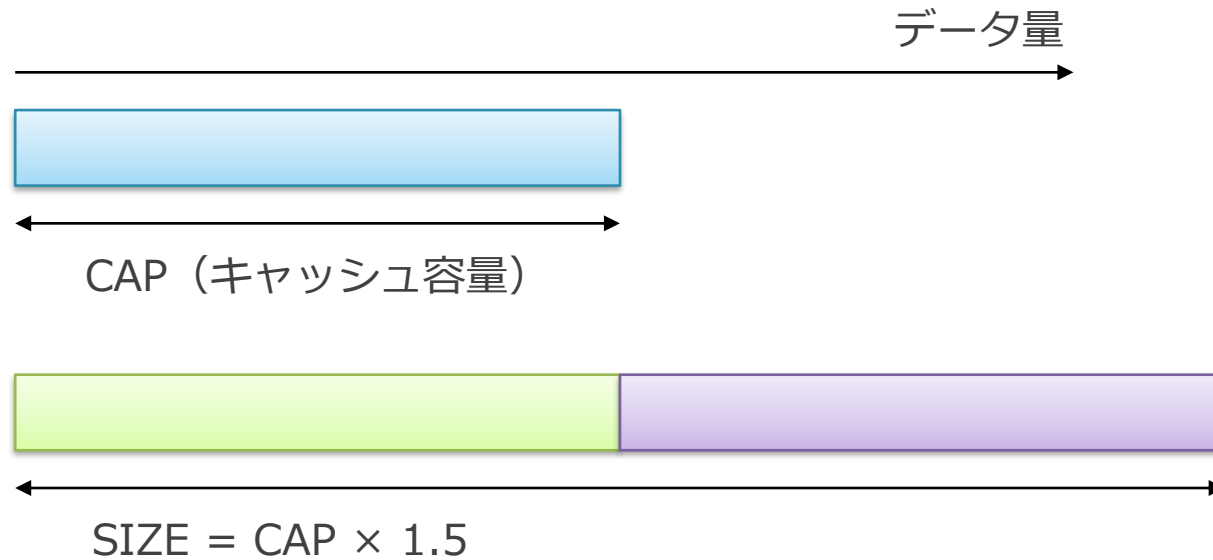
- 左から順に（緑，紫，赤）アクセスすると...



ループ後のキャッシュ上のデータ

- 終了後には緑の分は上書きされて残らない
 - ◇ 次回は紫の分のみヒットする

CAP×2 < SIZE : 定速 (遅い)

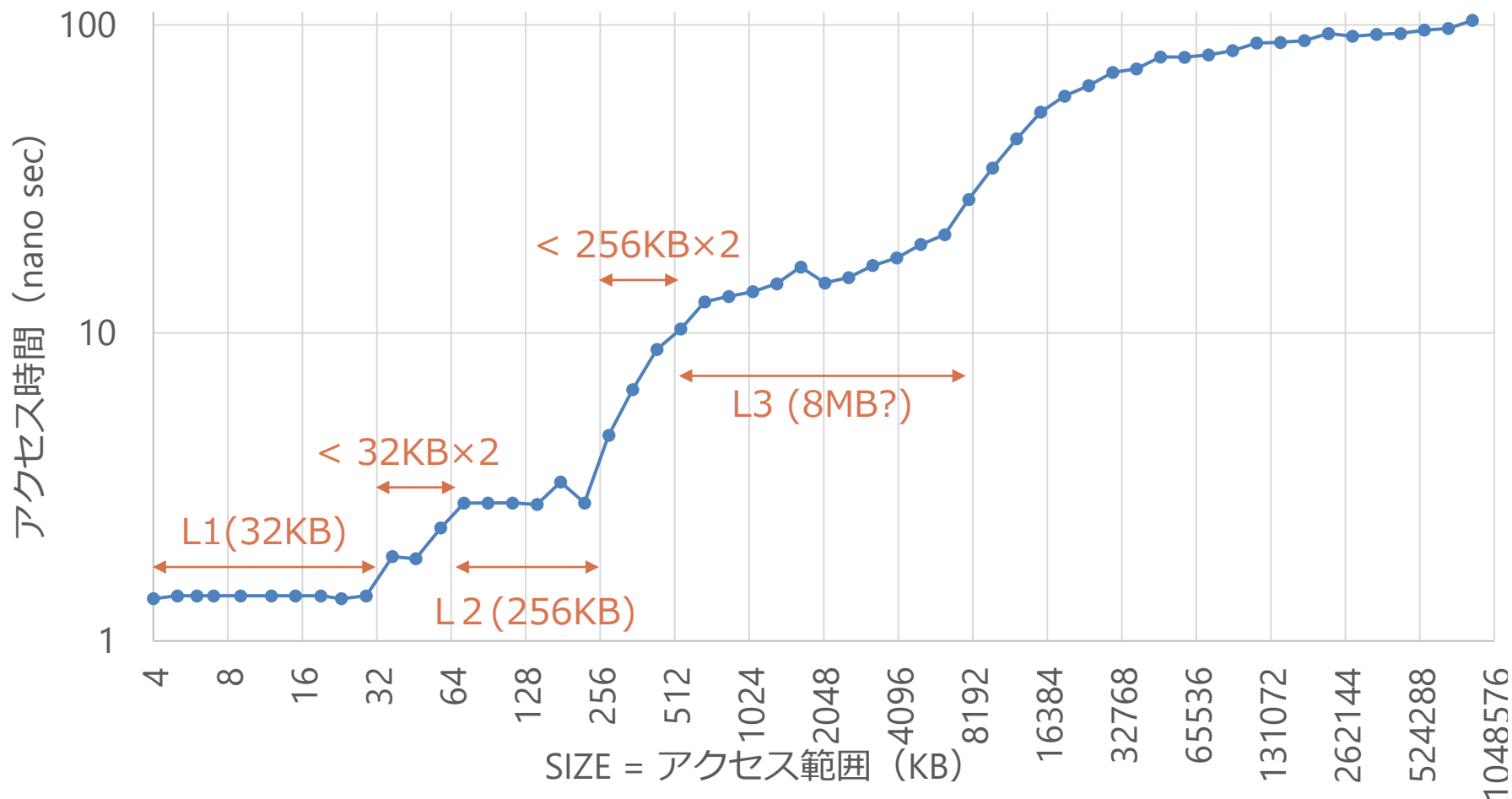


- 左から順に (緑, 紫) アクセスするとすると...



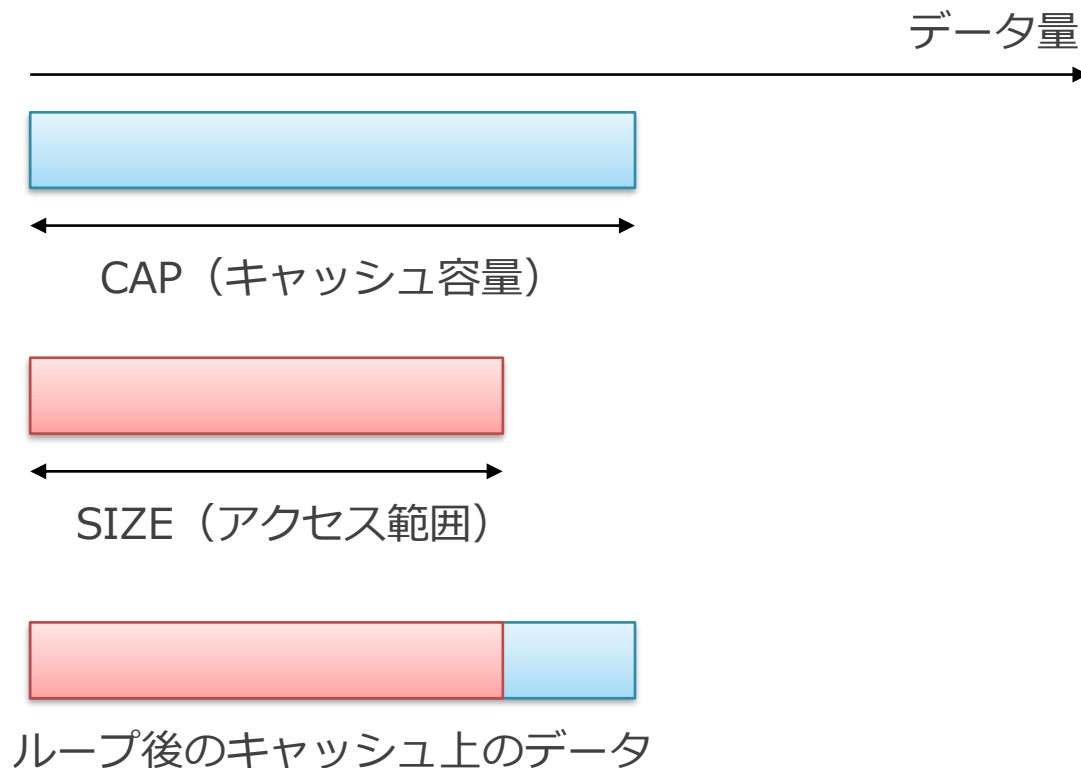
- 終了後には緑の分は上書きされて残らない
 - ◇ 全くヒットしなくなる

実際の測定データ



- ◇ 縦軸を基数10の対数軸, 横軸を基数2の対数軸に
- ◇ 低次キャッシュの内容は必ず高次に含まれる仕様 (メーカー依存)
- 256KB+32KB ではなく 256KB で変化しはじめる

プログラム最適化の上で、重要なポイント



■ 上記の状態を保つこと

◇ ワーキング・セット：

□ 処理のまとまりごとに、アクセスするデータの範囲（使用量）

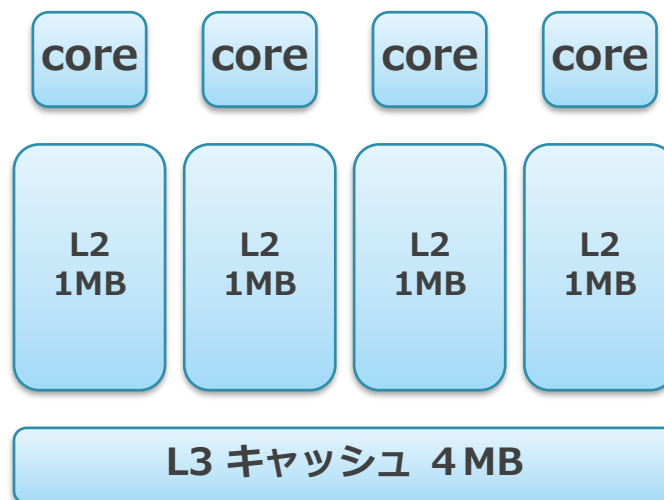
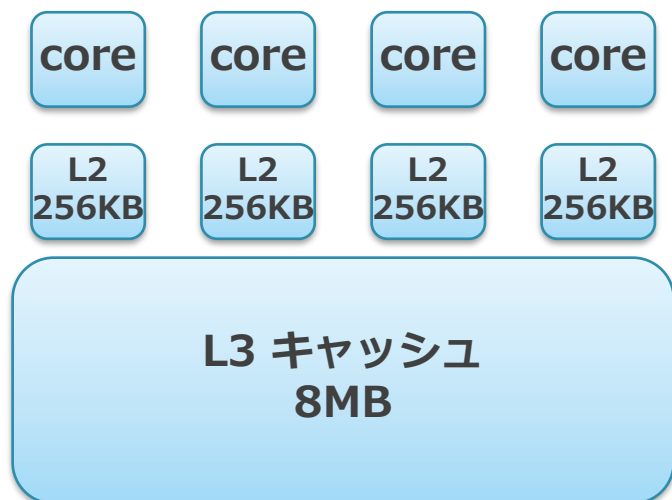
◇ ワーキング・セットがキャッシュ容量に収まることが重要

キャッシュ容量を意識した最適化

- 32KB, 256KB, 数MB あたりに壁があることを覚えておくとうい
 - ◇ L1 に収まっていれば, 最高速が出せる
 - ◇ 実際には色んなデータが同時にキャッシュを使うので, もう少し少なめを意識した方がよい
- 現実には, 具体的なキャッシュ容量をそこまで意識しないでもよい
 - ◇ アクセス範囲が小さくなるよう心がけるだけでも十分効果がある
 - ◇ 範囲が容量を超えても, ただちに効果がなくなるわけではない
 - 2倍ぐらいまでは効果が持続する
 - 階層化されているので, どっかの階層にひっかかるようになるだけでも効果がある

最近はまだ階層のトレンドが変わりつつある

- 複数のコアを意識してバランスが変わっている
 - ◇ 新しい Intel Xeon だと L2 を大きく, L3 を小さく
 - ◇ 各コアの L2 は 1MB ぐらいで, L3 が各コアから溢れたデータの受け皿に



より大容量のメモリを使う場合

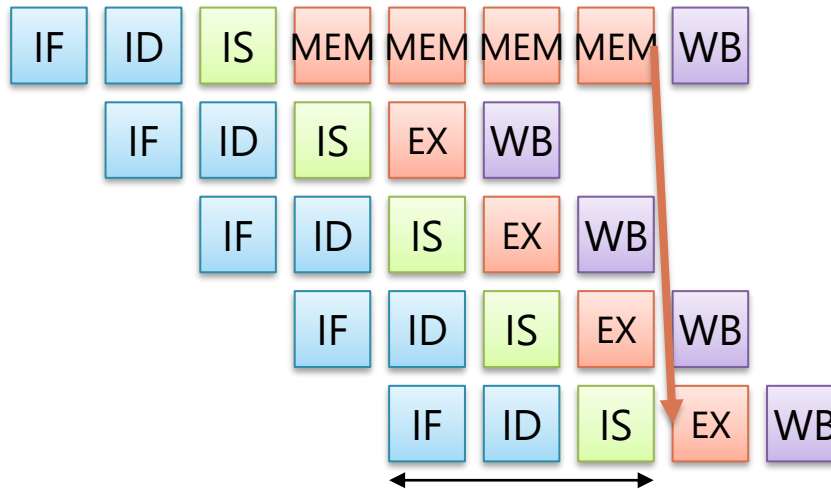
- 実際にはさらに上に、メモリ容量の壁がある
 - ◇ 物理メモリを超えた容量を使う場合、ハードディスクが使われる
 - ◇ この場合、メイン・メモリがハードディスクのキャッシュになる
- ハード・ディスクはミリ秒単位でアクセスに時間がかかる
 - ◇ 物理的に回っている円盤だから、読み出し時の位置合わせが大変
 - ◇ メイン・メモリは100ナノ秒程度なので、極めて遅い
 - $1\text{ミリ秒} = 10^6\text{ナノ秒}$

1. メモリの容量と速度
2. キャッシュの基本的な考え方
 1. 基本的な原理と構造
 2. 容量の性能への影響
 3. **キャッシュのレイテンシと命令スケジューリング**
3. キャッシュの構成方法

キャッシュのレイテンシと命令スケジューリング

- キャッシュ階層ごとのレイテンシの例
 - ◇ L1: 4 サイクル
 - ◇ L2: 10 サイクル
 - ◇ L3: 30 サイクル
 - ◇ メイン・メモリ : 300 サイクル
- 命令のスケジューリング能力と関係する

L1: 4サイクル



3 サイクル間は依存しない命令を実行する必要がある

■ L1 レイテンシが4サイクル =

◇ MEM ステージが4段にパイプライン化

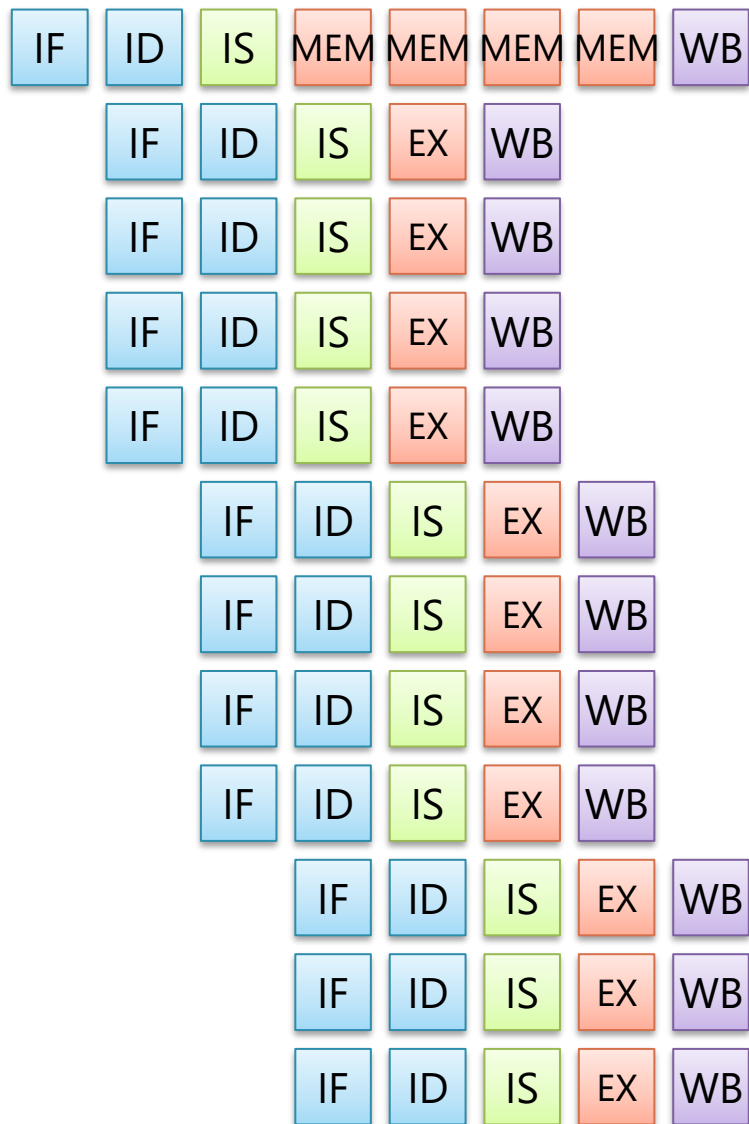
■ 後続の3サイクルは, ロードに依存する命令は実行できない

◇ スcalarプロセッサなら, なにか依存関係にない3命令があれば時間が潰せる

◇ 静的スケジューリングでも対応できるぐらい

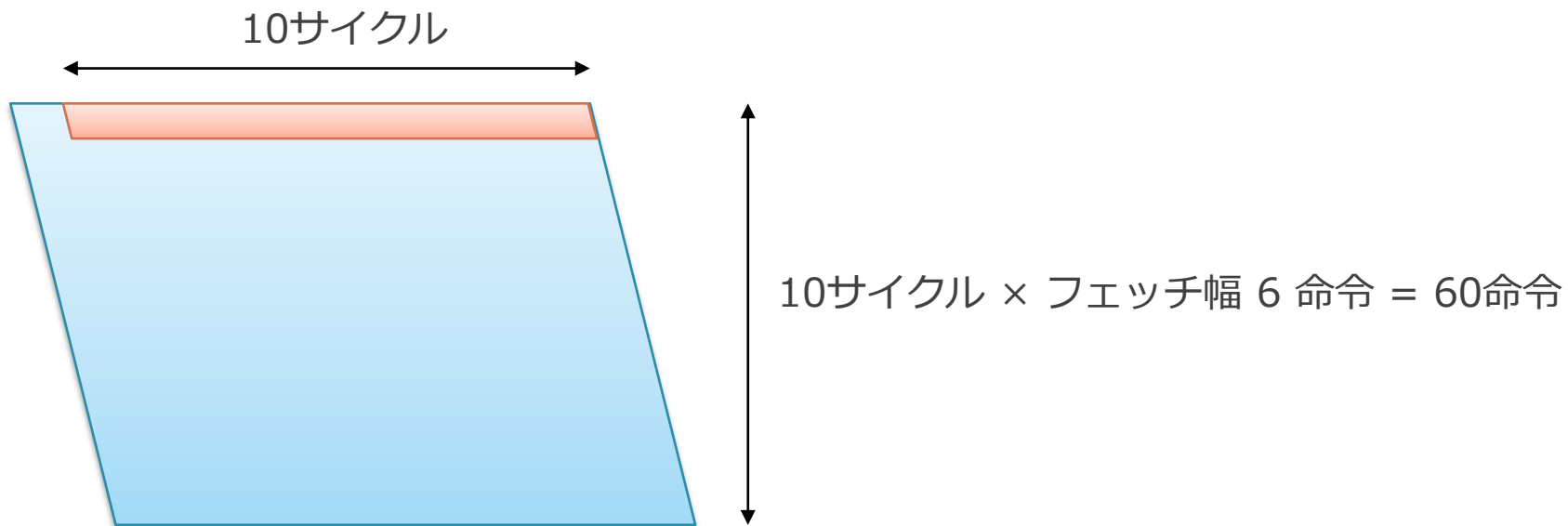
□ 無依存な命令をロードの後ろに3命令いれておけばよい

L1: 4サイクル



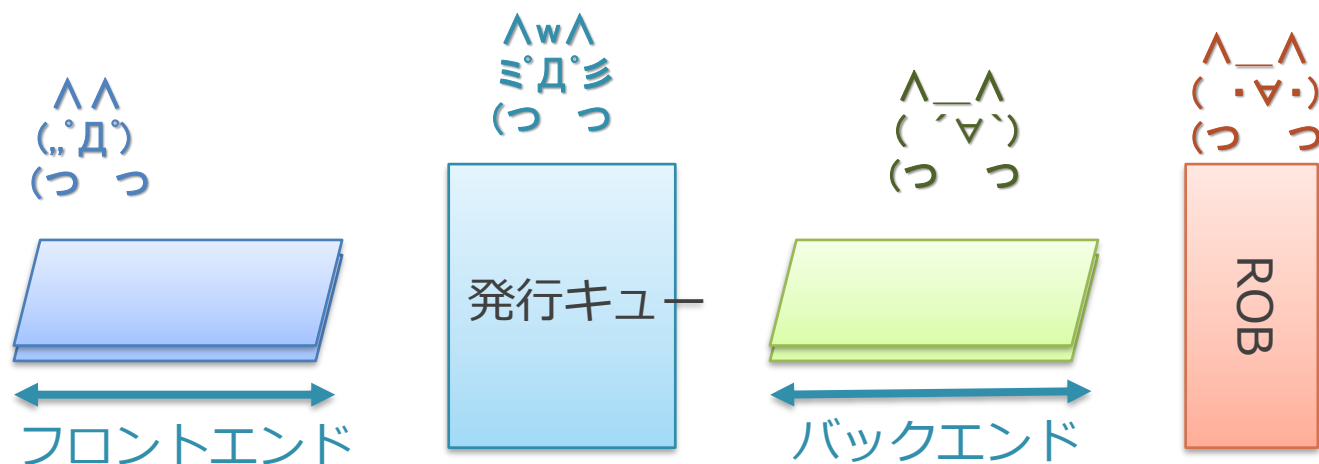
- スーパースカラでは、パイプラインを全く止めずに最大幅分実行させるのは辛くなってくる
- これ以上は L1 のレイテンシは伸ばせない

L2: 10サイクル



- L2 ぐらいになると, 60 命令ぐらい並列に実行できないといけない

Out-of-order スーパースカラ・プロセッサ との関係



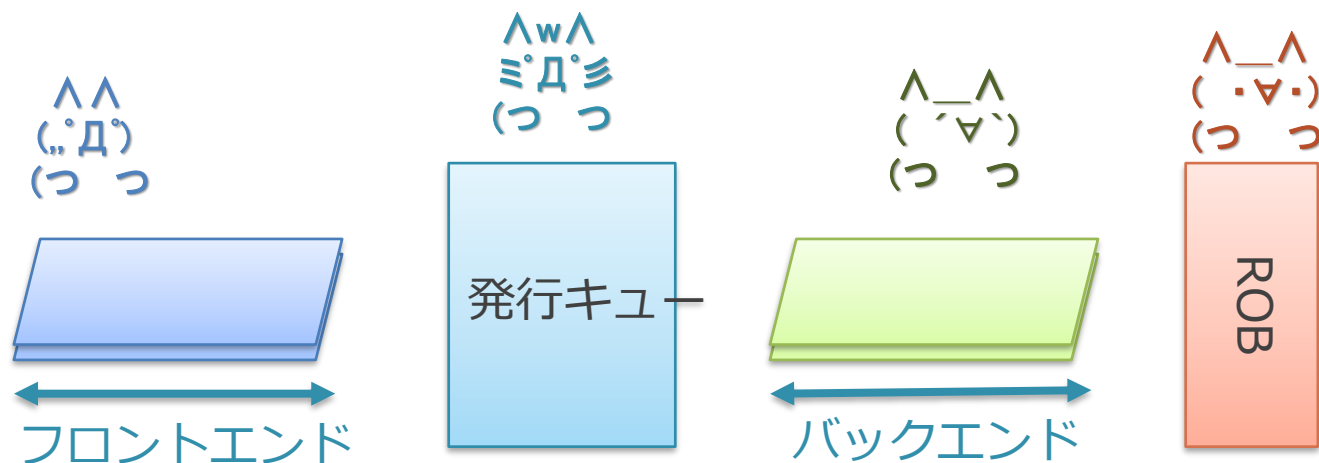
■ 動作

- ◇ フロントエンドからは毎サイクル 6 命令ぐらいが発行キューに挿入
- ◇ L2 アクセスの 10 サイクル間に 60 命令が挿入される

■ 実際には発行キューからは「L2 アクセスする命令に無依存で発行できた命令は」消えていく

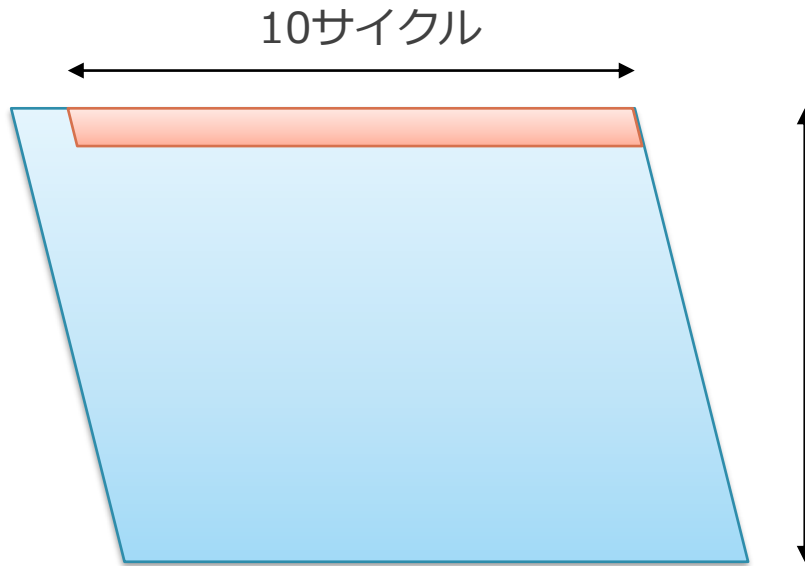
- ◇ しかし依存があるものはどんどん溜まっていく

Out-of-order スーパースカラ・プロセッサ



- リオーダーバッファ (ROB) はプログラム順にしか出ていけない
 - ◇ 最低でもフロントエンドの幅 × L2 レイテンシ ぐらいはないと ROB にエンタリが確保できずフロントエンドが止まってしまう
 - ◇ (ROB のエンタリはフロントエンドで確保する)

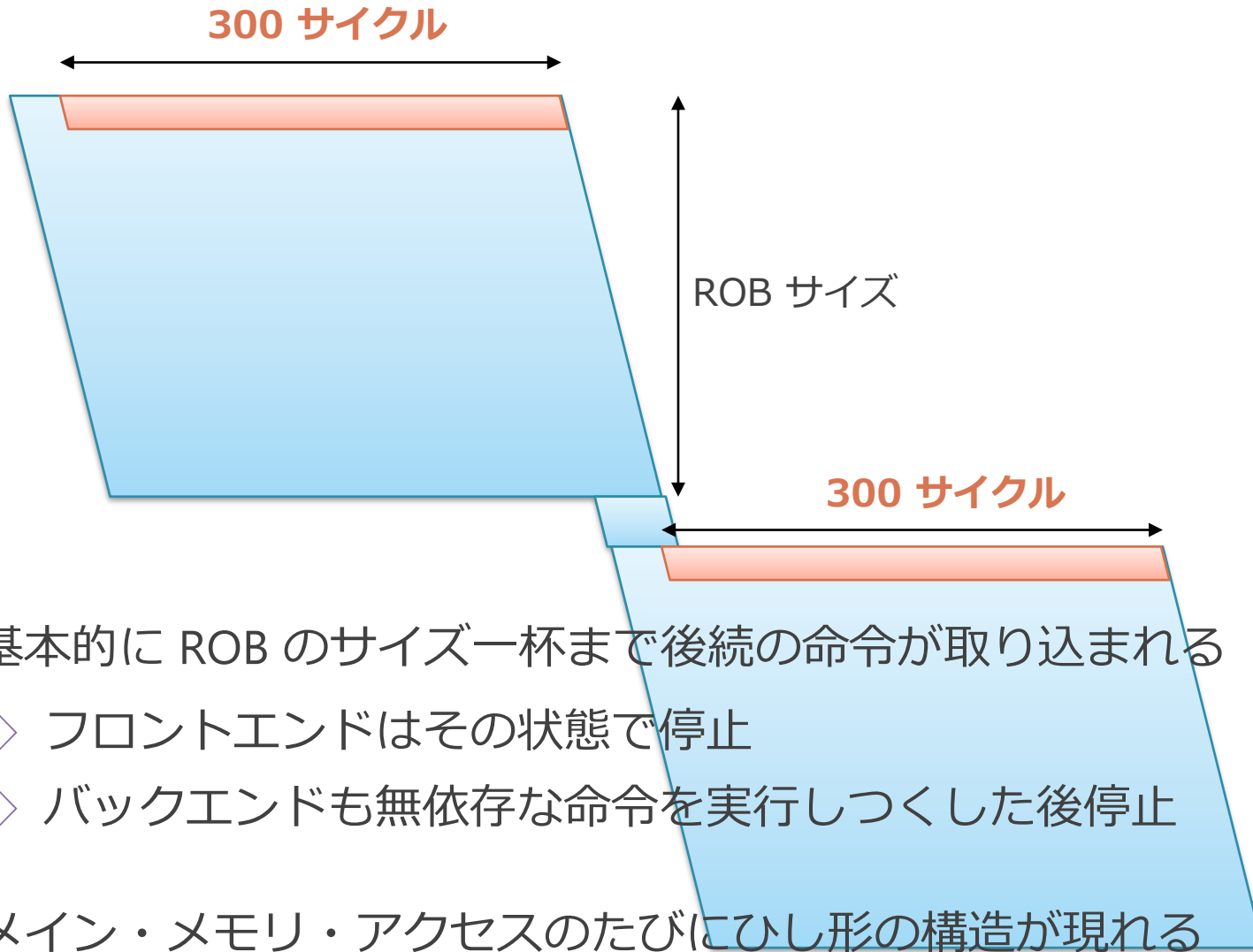
ROB の状況



一番上の命令がコミットするまで、
この部分は ROB にたまり続ける

- メモリ・アクセスのレイテンシ × フェッチ幅 分は ROB のエントリが必要

メイン・メモリ・アクセス : 300 サイクル

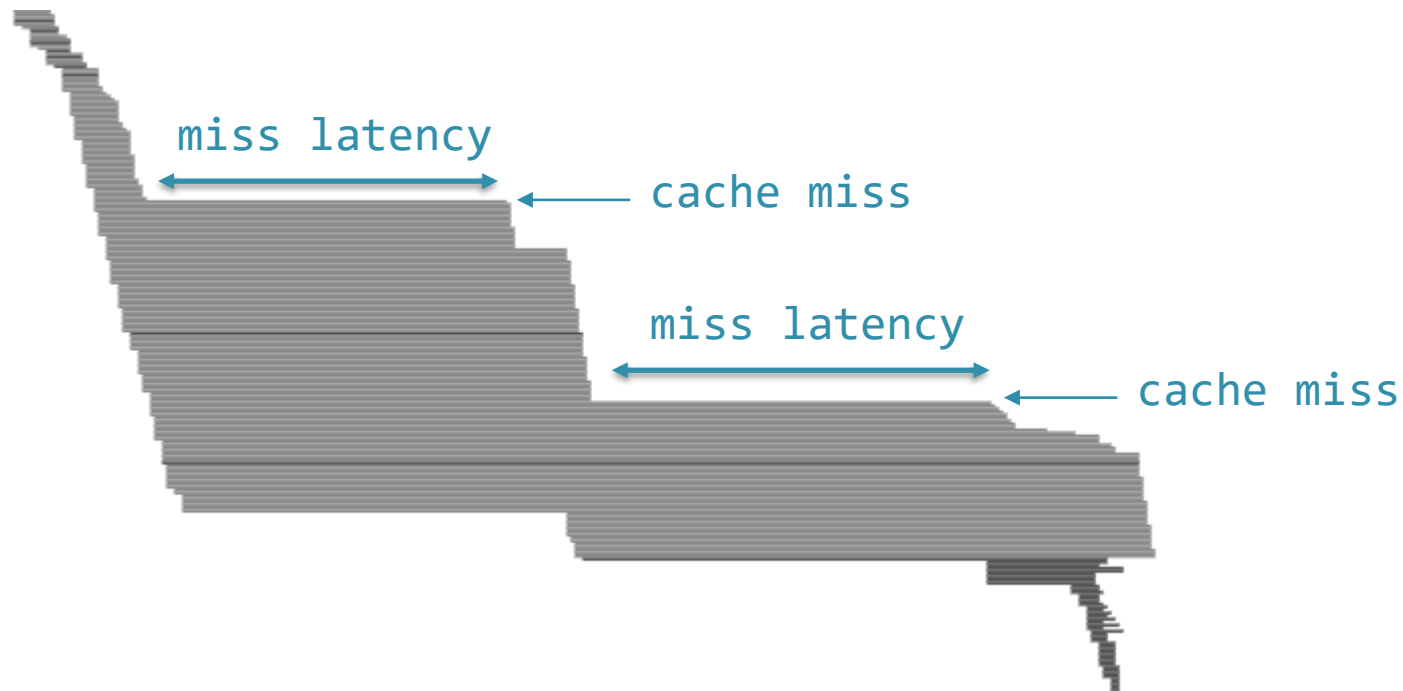


- 基本的に ROB のサイズ一杯まで後続の命令が取り込まれる
 - ◇ フロントエンドはその状態で停止
 - ◇ バックエンドも無依存な命令を実行しつくした後停止
- メイン・メモリ・アクセスのたびにひし形の構造が現れる
 - ◇ メモリ・アクセスがコミットされ ROB が解放されるとフェッチが再開

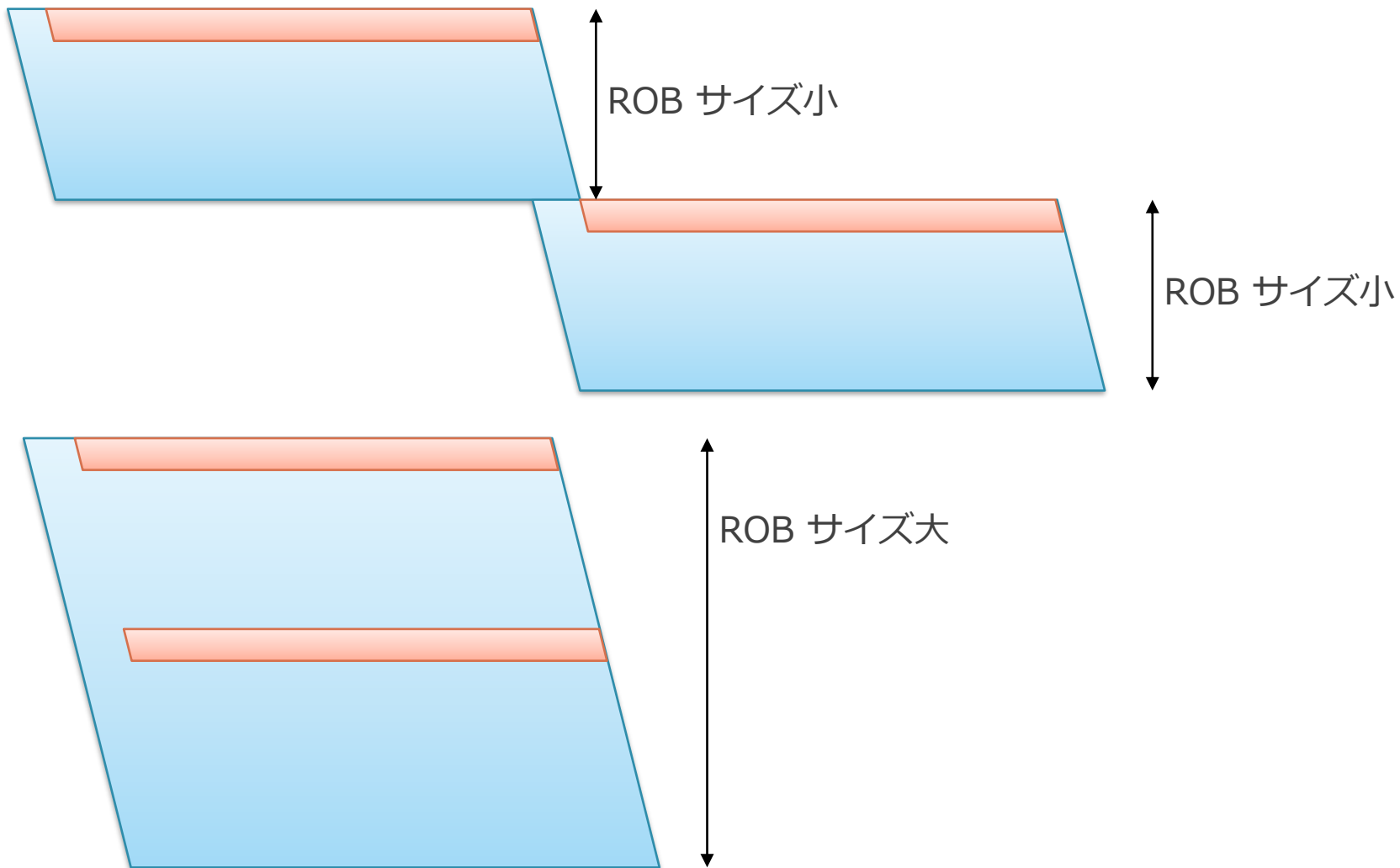
実際のプログラム実行の様子

SPEC CPU 2006 ベンチマークの mcf より

- 下記の場合、ミス同士が直列に依存していたため、ひし形が合成されたような形になっている



メモリ・レベル並列性 (Memory Level Parallelism)



- ROB が大きいと、お互いに無依存な複数のメモリ・アクセスをオーバーラップして実行できるようになる

キャッシュのレイテンシと命令スケジューリング

- 発行キューや ROB のサイズとキャッシュのレイテンシは関連している
 - ◇ バランスするように各部のパラメータが決定されている
 - ◇ 各レベルのキャッシュのレイテンシ, フェッチ幅, 発行幅, 発行キューのサイズ, ROB のサイズ
- メモリ・レベル並列性
 - ◇ メイン・メモリ・アクセスが並列して打てると性能向上が非常に大きい
 - ◇ ROB を非常に大きくとこの効果が得やすくなる
 - 単純に計算が並列にできる意味での命令レベル並列性とはまた別の効果

1. メモリの容量と速度
2. キャッシュの基本的な考え方
- 3. キャッシュの構成方法**
4. 行列積での動作例

キャッシュの詳細

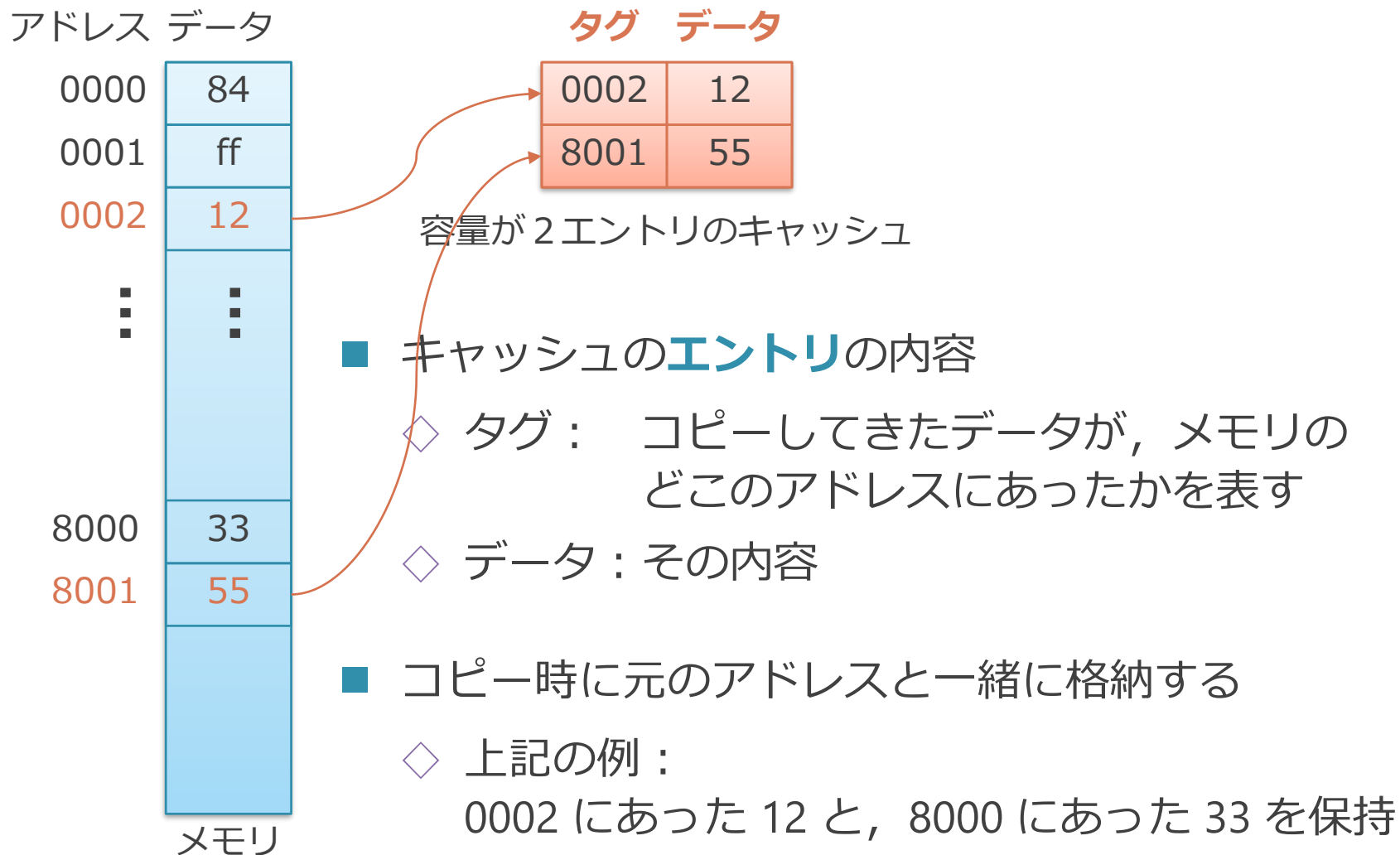
1. 方式：

- ◇ 基本的な構造（フルアソシアティブ方式）
- ◇ ダイレクトマップ方式
- ◇ セット・アソシアティブ方式

2. ライン単位での管理

3. アドレスとキャッシュ構造の具体的な対応関係

キャッシュの基本的な構造



読み出し時の動作

アドレス	データ
0000	84
0001	ff
0002	12
⋮	⋮
8000	33
8001	55

メモリ

タグ データ

0002	12
8001	55

容量2のキャッシュ

1. まず全てのタグを読み出す（この場合2つ）
 2. アドレスと一致するタグがあるかをチェック
 1. ヒット：もしあれば，そのデータを読む
 2. ミス： なければ，メモリにアクセス
- たとえば CPU がアドレス 8001 を読むと，タグに 8001 があるのでヒット

フルアソシアティブ方式とその問題

タグ データ

0002	12
8000	33

容量2のキャッシュ
2つのタグをチェック

タグ データ

0002	12
8000	33
0102	00
5511	78

容量4のキャッシュ
4つのタグをチェック

■ 先ほどの方式をフルアソシアティブ方式と呼ぶ


◇ 全てのタグをチェックする方式

■ 問題：

◇ 格納データ数を増やすと、比例して比較するタグ数が増える

◇ 比較のための回路は複雑で遅いし、電気もバカ食いする

ダイレクトマップ方式

タグ データ		
	0	8000 12
	1	1001 33
	2	0102 00
	3	5503 78

- 「アドレス mod サイズ」の番号のエントリにアクセス
(mod は剰余, 数字は16進数表記)
 - ◇ アドレス 8000 : $8000 \bmod 4 = 0$ 番にアクセス
 - ◇ アドレス 5513 : $5513 \bmod 4 = 3$ 番にアクセス
- フルアソシアティブとの違い :
 - ◇ 利点 : チェックするタグは常に 1 つですむ
 - ◇ 問題 : アドレス下位がかぶると (競合とよぶ) , 上書きされる
 - 8000, 7000, 0100 のアクセスがあると, 0 番しか使えない

セットアソシアティブ方式



	タグ	データ	タグ	データ
0	8000	12	0100	53
1	1001	33	7701	44
2	0102	00	5102	22
3	5513	78	0503	87

■ 「アドレス mod サイズ」のセットにアクセス

◇ 上の例の場合, 1つのセット内に2つのタグ+データがある

■ 連想度 :

◇ セットの中にいくつ要素を入れるかのこと

◇ 上記の場合連想度は2 (2-way と呼ぶ)

■ 利点 : 競合するデータを複数持てる

◇ キャッシュに必要なデータが在る率 (ヒット率) 上がる

セットアソシアティブ方式の動作

		タグ	データ	タグ	データ
	0	800 0	12	010 0	53
	1	100 1	33	770 1	44
	2	010 2	00	510 2	22
	3	551 3	78	050 3	87

■ アドレス 0100 にアクセスがあった場合：

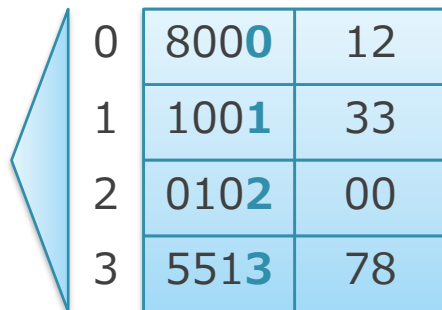
- ◇ 「 $0100 \bmod 4 = 0$ 」よりセット0のタグを全て読んで、これと比較
- ◇ 右側のタグ 0100 がヒットしたので、ここを読み出す

■ どこにもヒットしなかった場合

- ◇ メモリからデータを取ってきて、キャッシュに書き込む
- ◇ 同一セット内で最も長時間アクセスされていないものに書き込むことが一般的

容量一定 (= 4) にして連想度を変えた場合

連想度 1
(=ダイレクトマップ)



0	8000	12
1	1001	33
2	0102	00
3	5513	78

連想度2



0	8000	12	0100	53
1	1001	33	7701	44

連想度4
(=フルアソシアティブ)



0	8000	12	0100	53	7000	12	0500	53
---	------	----	------	----	------	----	------	----


■ 容量 = 連想度 × セット数

■ 各方式との関係

- ◇ ダイレクトマップ： 連想度 1 のとき
- ◇ フルアソシアティブ： 連想度 = 容量 のとき

競合と複雑さのトレードオフ

連想度 1
(=ダイレクトマップ)



0	8000	12
1	1001	33
2	0102	00
3	5513	78

連想度2



0	8000	12	0100	53
1	1001	33	7701	44

連想度4
(=フルアソシアティブ)



0	8000	12	0100	53	7000	12	0500	53
---	------	----	------	----	------	----	------	----

■ 容量一定の場合のトレードオフ

- ◇ 連想度大：競合の影響が小さいが，回路が複雑
- ◇ 連想度小：競合の影響が大きいが，回路が簡単

■ 現実的には，連想度 2 から 32 ぐらいまでが良く使われる

各方式のまとめ

■ キャッシュ

- ◇ 小容量で高速
- ◇ メモリの一部をアドレス（タグ）と共にコピー

■ 方式

- ◇ ダイレクトマップ
- ◇ セットアソシアティブ
- ◇ フルアソシアティブ

■ 性質

- ◇ 連想度によって分類可能
- ◇ ヒット率と複雑さにトレードオフ

キャッシュの詳細

1. 方式：

- ◇ 基本的な構造
- ◇ ダイレクトマップ方式
- ◇ セット・アソシアティブ方式

2. ライン単位での管理

3. アドレスとキャッシュ構造の対応

ライン

- キャッシュ上のデータはラインと呼ばれる単位で管理される
 - ◇ ライン：複数バイトからなる塊
 - ◇ 実際には 16 から 128バイトぐらい
- 理由：
 1. 容量の効率をあげるため
 2. 空間局所性を利用するため

容量の効率

タグ データ
(32bit=4バイト) (1バイト)

f3568000	12
----------	----

■ タグが大きくて無駄

- ◇ これまでの説明では、アドレスごとに1バイトのデータを仮定
- ◇ 一方、アドレスは 32 から 64 ビット
- ◇ このままではデータよりもタグを覚えているようなもの

容量効率の向上

■ ライン

- ◇ タグが指すアドレスから始まるデータのまとまりのこと
- ◇ キャッシュの各エントリでは、このライン単位でデータを持つ

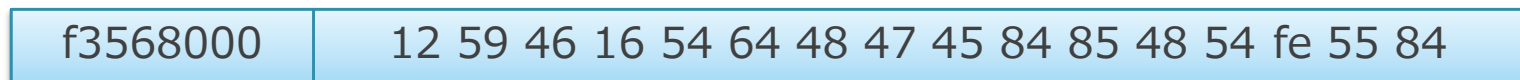
■ 利点：ラインサイズが増えると、データが占める割合が増える

- ◇ 1 バイト： $1 \times 4 = 4$ バイト
- ◇ 16 バイト： 16 バイト
- ◇ (双方、タグとデータ合計で20バイト)

タグ データ
(32bit=4バイト) (1バイト)



タグ ライン (16バイト)
(32bit=4バイト)



空間局所性

■ 2種類の局所性

1. 時間局所性：

- 「一度使ったデータは、すぐにまた使われる」

2. 空間局所性：

- 「あるデータが使われると、その近くにあるデータも使われる」

■ たとえば、

- ◇ 以下では i 番目がアクセスされると $i+1$ にもアクセスされる

```
for(i = 0; i < SIZE; i++)
```

```
    v += buf[i]
```

- ◇ ある構造体内の要素にアクセスがあると、その構造体の別の要素にもアクセスがある

ライン単位の管理と空間局所性

- データはライン単位でやりとりされる
 - ◇ あるデータがアクセスされると、周囲のデータも一緒にキャッシュに格納される
- たとえば、ラインが 16 バイトだった場合
 - ◇ 各要素は1バイトで16要素の配列 `buf[16]` を考える
 - ◇ `buf[0]` のアクセス時に、`buf[1] ~ buf[15]` までをまとめて読む
 - まとめてメモリから取ってきてキャッシュにおく
 - ◇ `buf[1]` から `buf[15]` アクセス時は、キャッシュにヒット

キャッシュの詳細

1. 方式：

- ◇ 基本的な構造
- ◇ ダイレクトマップ方式
- ◇ セット・アソシアティブ方式

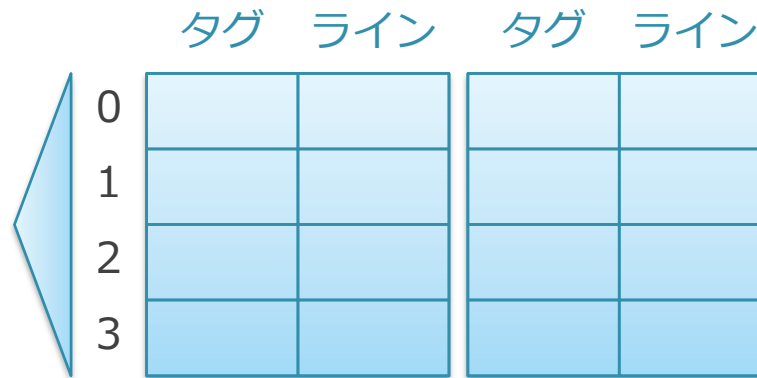
2. ライン単位での管理

3. アドレスとキャッシュ構造の対応

キャッシュ内のデータの配置

- 以下に要素に関連して変化
 - ◇ 連想度
 - ◇ 容量
 - ◇ ラインのサイズ
- プログラムの高速化のためには、以下を知る必要がある
 - ◇ アドレスとキャッシュ内のラインの位置の対応
 - ◇ 結果、どのようにアクセスするとキャッシュにヒットするのか
- さらに後半ではいくつかの実例をつかって説明

セットアソシアティブ・キャッシュの例



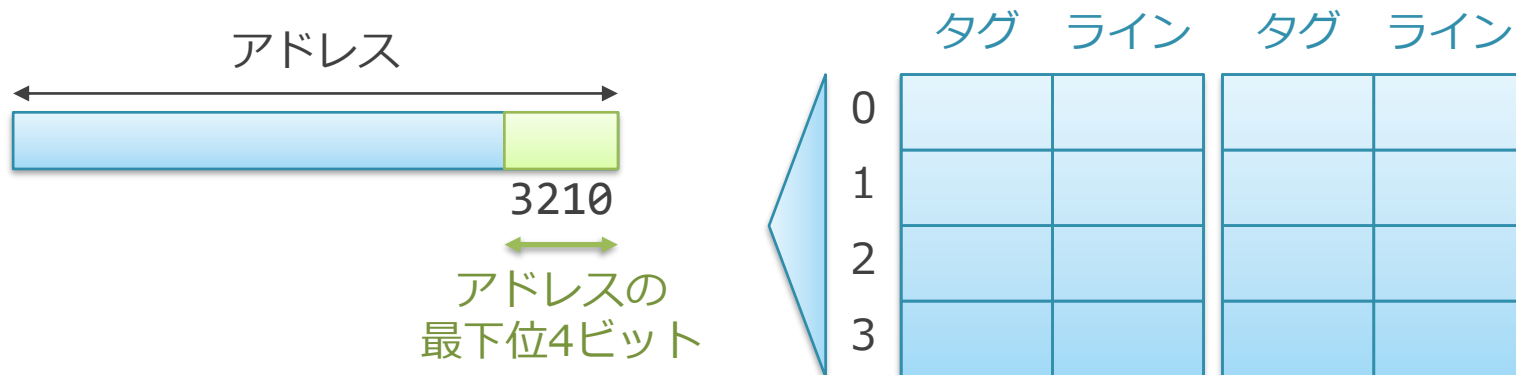
■ 構成

- ◇ 連想度 : 2
- ◇ セット数 : 4
- ◇ ラインサイズ : 16バイト

■ 総記憶容量

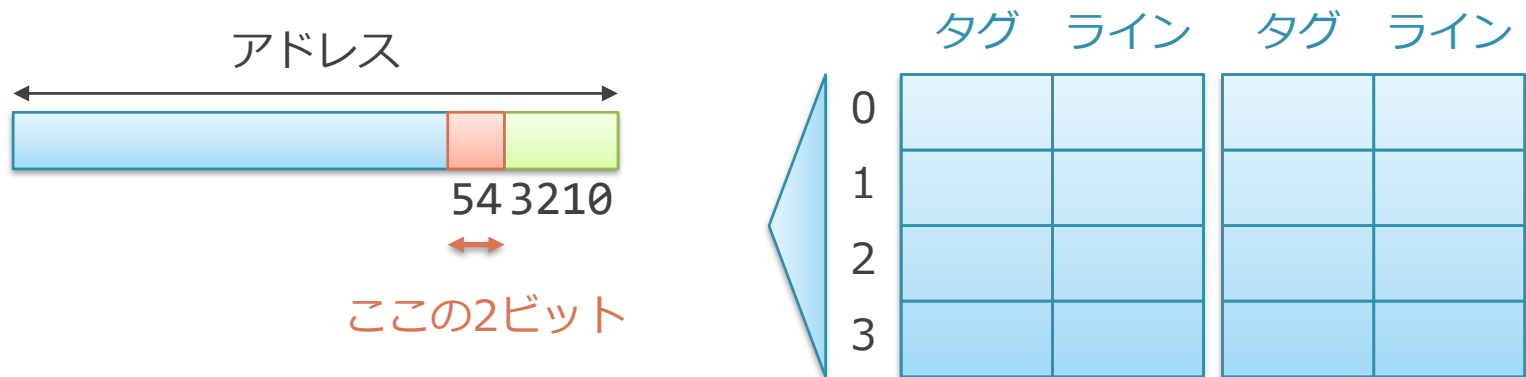
- ◇ 連想度 2 × セット数 4 × ライン 16 バイト = 96 バイト

アドレスとラインの対応



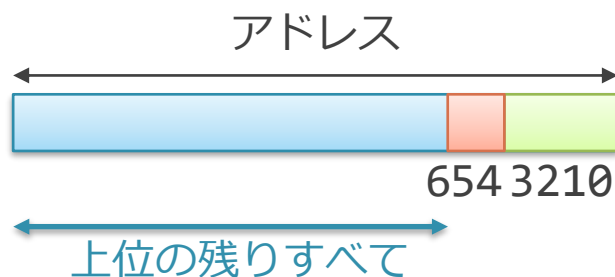
- アドレスは1バイト単位でメモリの位置を表すものとする
- 最下位ビット 0 ～ 3 （計 4 ビット）
 - ◇ 最下位部分がライン内の位置に対応
 - 空間局所性を利用するため
 - ◇ 4ビットなのは, ラインサイズが16バイトだから
 - $2^4 = 16$
 - (ラインサイズは必ず 2 の累乗になる)

アドレスとセットの対応



- ライン部分の上位にあるビット4～5（計2ビット）
 - ◇ この部分を使って、どのセットにアクセスするか決める
 - ◇ 2ビットなのは、セット数が4だから
 - $2^2 = 4$
 - ◇ セット数も必ず2の累乗になる
- アドレスのこの部分はなるべくばらけた方がよい
 - ◇ 同じセットにアクセスがいかず、競合がおきにくくなる

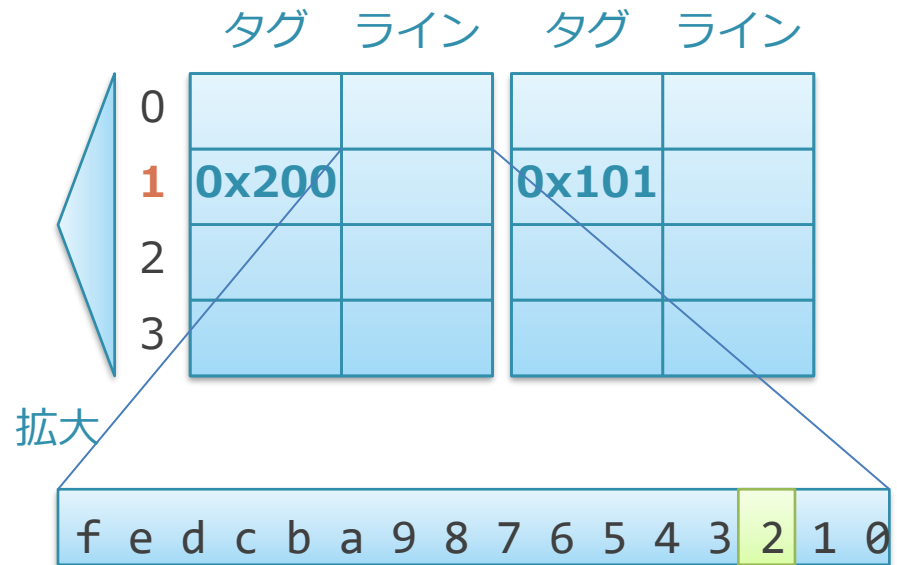
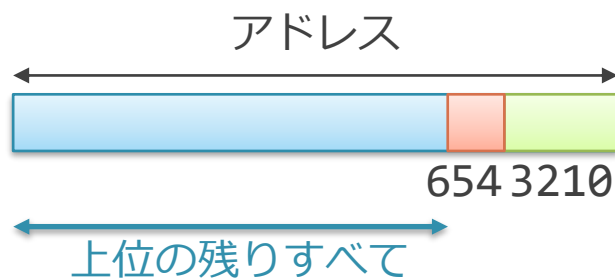
アドレスとタグの対応



	タグ	ライン	タグ	ライン
0				
1				
2				
3				

- 残りの上位のビットがタグとなる
- タグにはセット（赤）やライン（緑）の部分は入れないでよい
 - ◇ あるセットにアクセスするアドレスは、赤部分は常に一定だから
 - セット 1 にアクセスする場合、赤部分は絶対 01
 - ◇ 緑部分はラインの中の位置を表すので、関係ない

アクセス時の動作の例



- アドレス0x8014 (1000 0000 0001 0010) へのアクセスがあった場合
 - ◇ ライン内位置 : 2 (0010)
 - ◇ セット位置 : 1 (01)
 - ◇ タグ : 0x200 (1000 0000 00)
- セット1の左側のエントリにタグ 0x200 があるのでヒット
 - ◇ ライン内の2バイト目にアクセス

キャッシュの詳細のまとめ

- 基本的な構造と各方式について
 - ◇ セット・アソシアティブ方式
 - ◇ ライン単位での管理
- アドレスとキャッシュ構造の具体的な対応関係

1. メモリの容量と速度
2. キャッシュの基本的な考え方
3. キャッシュの構成方法
4. 行列積での動作例

キャッシュによる性能変化の例：密行列積

■ 密行列積

- ◇ ディープ・ラーニングも、実際の計算はひたすら行列積をやっている事が多い
- ◇ google の TPU は行列積超特化計算機ともいえる

■ 行列積はものすごい時間がかかる

- ◇ 行列のサイズの三乗に比例して演算が必要
- ◇ なんも考えないとキャッシュにもうまく乗らない

1. 背景：
 1. 行列の二次元配列による表現
 2. 二次元配列のメモリ配置
2. 行列同士の乗算

行列の2次元配列による表現

```
uint32_t A[2][2];
```

$$\begin{bmatrix} A[0][0], A[0][1] \\ A[1][0], A[1][1] \end{bmatrix}$$

■ $A[y][x]$ の場合：

◇ 1次元目 (x) : 何列目か

□ x が増えると参照位置が右に移動

◇ 2次元目 (y) : 何行目か

□ y が増えると参照位置が下に移動

2次元配列のメモリ上の配置

アドレス (uint32_t は 32bit=4バイトなので, 4飛ばしになる)

0	A[0][0]
4	A[0][1]
8	A[0][2]
	⋮
124	A[0][31]
128	A[1][0]
132	A[1][1]
	⋮
254	A[1][31]
256	A[2][0]
	⋮

```
uint32_t A[32][32];
```

■ 実際のメモリは1次元の構造

◇ ずっと連続して箱が並んでる

■ 低次元 (添え字の右側) が連続するように展開されて配置される

キャッシュ上の配置 (ラインサイズ64バイトの場合)

アドレス

0	A[0][0]
4	A[0][1]
8	A[0][2]
	⋮
124	A[0][31]
128	A[1][0]
132	A[1][1]
	⋮
254	A[1][31]
256	A[2][0]
	⋮

uint32_t A[32][32];

キャッシュ

タグ ライン

0	A[0][0], A[0][1], ... A[0][15]
64	A[0][16], A[0][17], ... A[0][31]
128	A[1][0], A[1][1], ... A[1][15]
160	A[1][16], A[1][17], ... A[1][31]
192	A[2][0], A[2][1], ... A[2][15]
...	

- 1次元目の添え字が連続した部分がライン上に
 - ◇ ラインは64Bなので, 16要素格納できる
 - ◇ 1次元目を連続にして参照すると効率がよい

配列のアクセス

- 2次元目を連続させた場合の問題
 1. ラインの利用効率が悪い
 2. コンフリクトが起きる

2次元目を連続させた場合の動作

アドレス

タグ ライン

0	A[0][0]
4	A[0][1]
8	A[0][2]
	⋮
124	A[0][31]
128	A[1][0]
132	A[1][1]
	⋮
254	A[1][31]
256	A[2][0]
	⋮

0	A[0][0] , A[0][1], ... A[0][15]
64	A[0][16], A[0][17], ... A[0][31]
128	A[1][0] , A[1][1], ... A[1][15]
192	A[1][16], A[1][17], ... A[1][31]
256	A[2][0] , A[2][1], ... A[2][15]
...	

```
for (int j = 0; j < SIZE; j++)  
    A[j][0]++;
```

- 2次元目を連続にしてアクセスした場合
 - ◇ 赤字の部分がアクセスされる

2次元目を連続させた場合の問題（1）

タグ ライン

0	A[0][0] , A[0][1], ... A[0][15]
64	A[0][16], A[0][17], ... A[0][31]
128	A[1][0] , A[1][1], ... A[1][15]
192	A[1][16], A[1][17], ... A[1][31]
256	A[2][0] , A[2][1], ... A[2][15]
...	

```
for (int j = 0; j < SIZE; j++)  
    A[j][0]++;
```

■ 問題 1 :

- ◇ **ラインの先頭しか使われない**
- ◇ A[0][1] から A[0][15] もキャッシュに勝手に乗るが使われない

2次元目を連続させた場合の問題（1）

タグ ライン

0	A[0][0] , A[0][1], ... A[0][15]
64	A[0][16], A[0][17], ... A[0][31]
128	A[1][0] , A[1][1], ... A[1][15]
192	A[1][16], A[1][17], ... A[1][31]
256	A[2][0] , A[2][1], ... A[2][15]
...	

```
for (int j = 0; j < SIZE; j++)
```

```
    A[j][0]++;
```

■ 問題 2

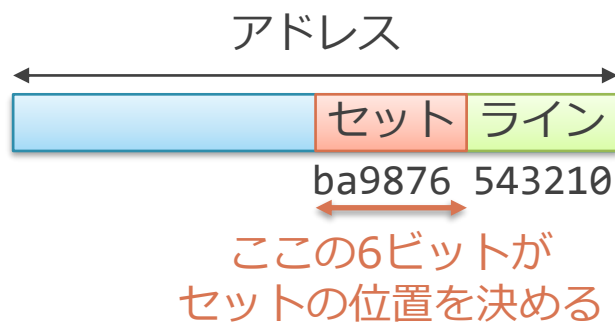
◇ **アドレスが等間隔になる**

□ 0, 128, 256 ...

◇ 間隔は、配列の1次元目のサイズに比例

□ 今回は32要素×4 = 128 が間隔に

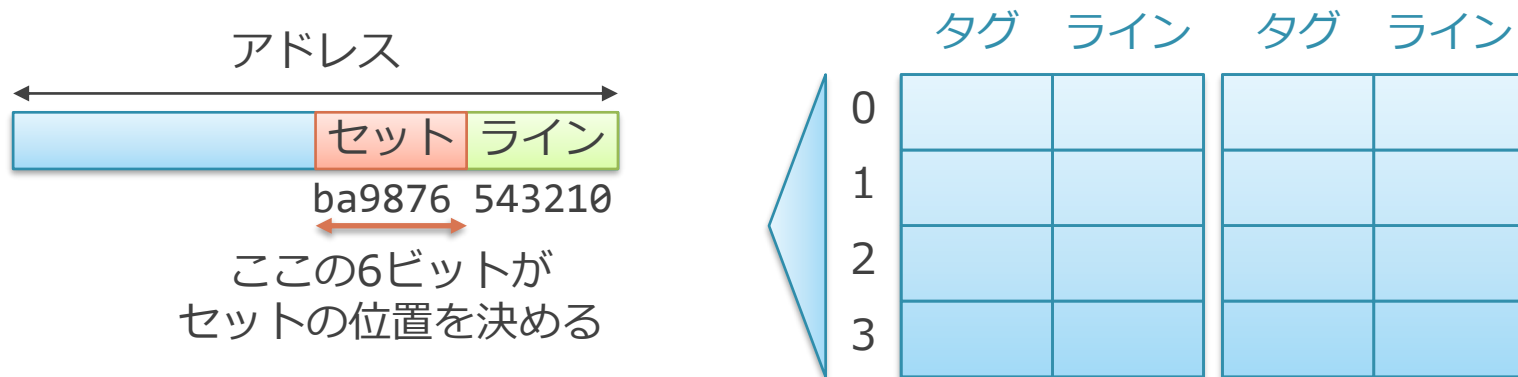
アドレスとセットの対応の復習



	タグ	ライン	タグ	ライン
0				
1				
2				
3				

- ライン部分の上位にあるビット 6 ~ b（計6ビット）
 - ◇ この部分を使って，どのセットにアクセスするか決める
- L1キャッシュのセット数部分は6ビットある
 - ◇ 32KB, 64バイトライン, 8-way
 - ◇ $32768 / 64 / 8 = 64 = 2^6$

大きな二次元配列で、2次元目を連続にすると

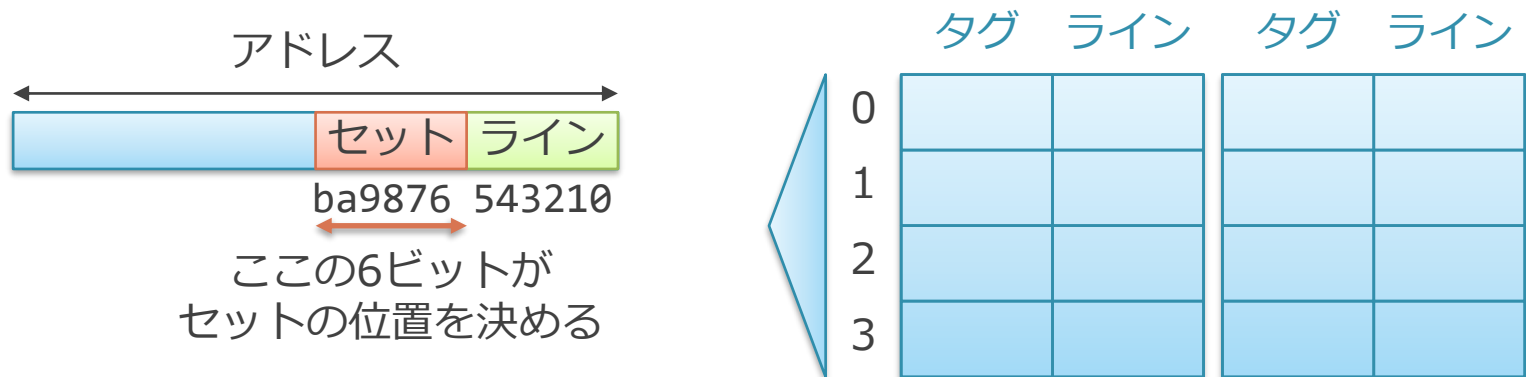


```
uint32_t A[1024][1024];  
for (int j = 0; j < SIZE; j++)  
    A[j][0]++;
```

■ アドレス：

- ◇ $A[0][0]$: 0,
- ◇ $A[1][0]$: 4096
- ◇ $A[2][0]$: 8192
- ◇ $1024\text{要素} \times 4\text{B} = 4096 = 2^{12}$ ごとにアクセス

アドレスが等間隔になるとどうなるか



```
uint32_t A[1024][1024];  
for (int j = 0; j < SIZE; j++)  
    A[j][0]++;
```

- 何がまずいのか：セット位置を決める部分が全部一定に

- ◇ 0: 0000000000000000

- ◇ 4096: 0100000000000000

- ◇ 8192: 1000000000000000

- 大きな二次元配列で二次元目を連続にすると，連想度分ぐらいしかキャッシュできない

行列と二次元配列のまとめ

■ 構造

- ◇ 行列は二次元配列として表限
- ◇ 二次元配列は、1次元目が連続するよう展開される

■ 二次元目を連続させるとやばい

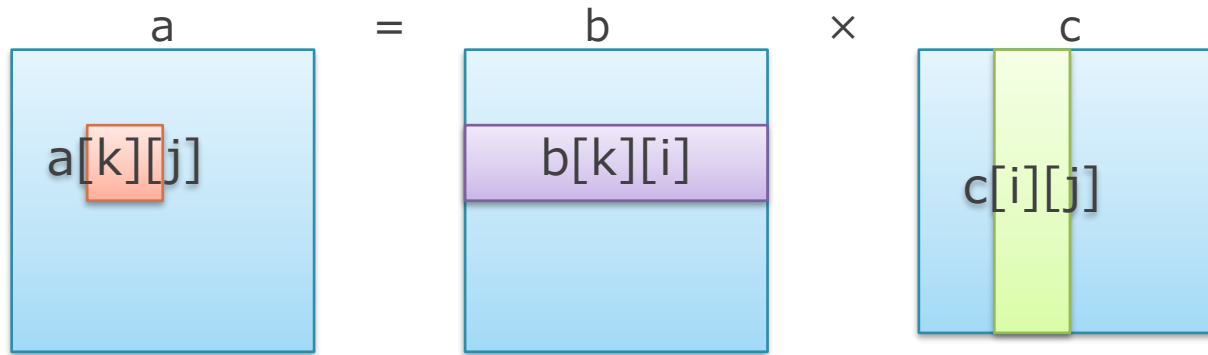
- ◇ ラインの利用効率が悪い
- ◇ 大きな二次元配列ではアドレスが等間隔に
 - コンフリクトが起きてキャッシュがほとんど利用できない

基本的な行列積の実装

```
for (int k = 0; k < SIZE; k++) {  
    for (int j = 0; j < SIZE; j++) {  
        for (int i = 0; i < SIZE; i++) {  
            a[k][j] += b[k][i] * c[i][j];  
        }  
    }  
}
```

- 三重ループとして実現できる

行列積の動作イメージ



```
for (int k = 0; k < SIZE; k++) {  
    for (int j = 0; j < SIZE; j++) {  
        for (int i = 0; i < SIZE; i++) {  
            a[k][j] += b[k][i] * c[i][j];  
        }  
    }  
}
```

- $a[k][j]$ は, b の k 行目 (紫) と, c の j 列目 (緑) の各要素を乗算して累積することにより求まる

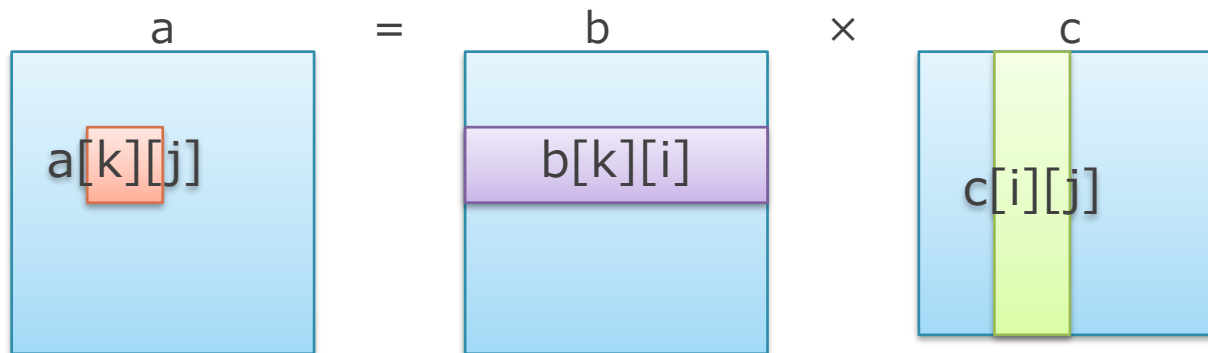
- ◇ 一番内側の i はこの各要素を参照するために回る

重要なポイント

```
for (int k = 0; k < SIZE; k++) {  
    for (int j = 0; j < SIZE; j++) {  
        for (int i = 0; i < SIZE; i++) {  
            a[k][j] += b[k][i] * c[i][j];  
        }  
    }  
}
```

- このプログラムをよく見ると,
 - ◇ $a[k][j] +=$ の部分の計算の順序は自由に入れ替え可能
 - 足し算はどのような順序でやってもよい
 - たとえば, ループの外側と内側を入れ替えても, 結果は同じ

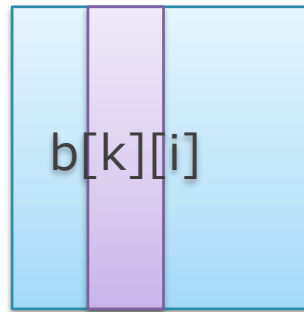
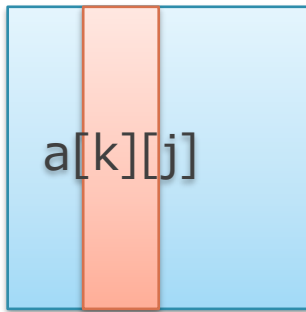
i, j, k をひっくり返した時の、 最内周ループのアクセス範囲



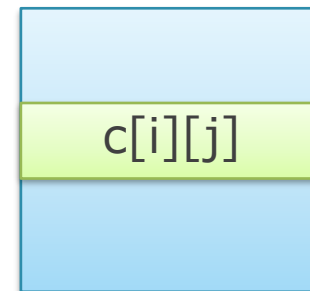
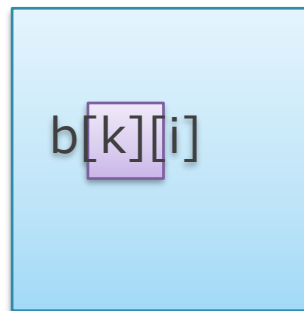
```
for (int k = 0; k < SIZE; k++) {  
    for (int j = 0; j < SIZE; j++) {  
        for (int i = 0; i < SIZE; i++) { // i が変化
```

- 最内周ループのアクセス範囲が横向きになっているのが重要

最悪の場合（1100秒）と最良の場合（20秒） 上側はキャッシュを全く利用できていない



```
for (int i = 0; i < SIZE; i++) {  
    for (int j = 0; j < SIZE; j++) {  
        for (int k = 0; k < SIZE; k++) { // k が変化
```



```
    for (int k = 0; k < SIZE; k++) {  
        for (int j = 0; j < SIZE; j++) { // j が変化
```

■ キャッシュ

- ◇ 基本原理
- ◇ 容量と性能の関係
- ◇ CPU の振る舞いとの関係
- ◇ 詳細な構造
- ◇ 行列積での性能の変化

レポート課題

- MICRO2019/ISCA2020, ないしはこの講義で出てきた何らかの論文を1つ選び読んでまとめる
 - ◇ ISCA 2020 : <https://www.iscaconf.org/isca2020/program/>
 - ◇ MICRO 2019 : <https://dl.acm.org/doi/proceedings/10.1145/3352460>
- 分量は, 日本語なら3000文字, 英語なら1500ワードぐらい以上
 - ◇ ちょっと少ないぐらいは別に良いですが, これより大幅に少ない場合は自動的に単位が落ちます
 - ◇ コピーしてワードに貼り付けるとだいたいわかる
- 提出方法 (LMS に変更するかも) :
 - ◇ shioya@ci.i.u-tokyo.ac.jp にメールで提出
 - ◇ タイトルを「先進計算機構成論レポート (学籍番号)」とすること
- 締め切り : 8月10日

出欠と感想

- 本日の講義でよくわかったところ, わからなかったところ, 質問, 感想などを書いてください (なんか一言書いてね)
 - ◇ LMS の出席を設定するので, そこにお願いします
 - ◇ パスワード : cache
- 意見や内容へのリクエストもあったら書いてください