並行処理と同期

田浦健次朗

目次

Contents

共有メモリ

- (復習) 同一プロセス内のスレッドはメモリを共有している
- 例えば以下のプログラムは何を表示する?

```
1  /* 大域変数 */
2  int g = 0;
3
4  /* スレッドの開始関数 */
5  void * f(void * arg) {
6    g += 100;
7    return 0; }
8
9  int main() {
10   g = 200;
11   /* スレッドを作る */
12   pthread_t child_thread_id;
13   pthread_create(&child_thread_id, 0, f, 0);
14   /* 終了待ち */
15   void * ret = 0;
16   pthread_join(child_thread_id, &ret);
17   printf("g = %d\n", g); /* ここで表示されるのは? */
18   return 0;
19 }
```

次のプログラムは?

- 違い: 2 つの子スレッドを作る (f は先と同じ)

```
1  int main() {
2    int err;
3    g = 200;
4    /* スレッドを作る */
5    pthread_t child_thread_id[2];
6    for (int i = 0; i < 2; i++)
7      pthread_create(&child_thread_id[i], 0, f, 0);
8    /* 終了待ち */
9    for (int i = 0; i < 2; i++) {
10     void * ret = 0;
11     pthread_join(child_thread_id[i], &ret);
12   }
13   printf("g = %d\n", g);
14   return 0;
15 }
```

望む結果 (400) にならない実行系列

	子スレッド A	子スレッド B
A1:	t_0 = g (200);	
B1:		t_1 = g (200);
B2:		g = 300;
A2:	g = 300;	

- 他にも様々なケースが考えられる (e.g., A1; B1; A2; B2)
- うまく行くのは以下の 2 ケースのみ
  - A1; A2; B1; B2;
  - B1; B2; A1; A2;
- 言葉で言えば, うまく行く $\Longleftrightarrow$ 片方の g += 100 の間にもう一方のスレッドによって g が書き換えられていない

注: 問題の根本

- `g += 100` が「実は」
  `t = g;`
  `g = t + 100;`
  の二つの文に分かれて実行されていると聞いて, 「他にもやり方はあるかも知れない, なぜそのように決めつけるのだ?」と思うのは正しい疑問
- より本質的な問題の記述は以下
  - CPU が「一度に」行えるメモリに対する操作は, read (load 命令), write (store 命令) そのどちらかである
  - そのもとで, ある変数に対する加算を複数のスレッドが「確実に」行うには?

より単純な例でも問題がある

- スレッド W からスレッド R へ値を伝える
- W が変数 x に値を書き込んで R がそれを読む

スレッド W

```
1  {
2    ...
3    x = answer;
4  }
```

スレッド R

```
1  {
2    a = x;
3    ...
4  }
```

lucky:

スレッド W	スレッド R
x = a;	
	t = x;

unlucky:

スレッド W	スレッド R
	t = x;
x = a;	

用語: 競合状態

定義: 以下のような状態を「競合状態」という

1. 複数のスレッドが
   (a) 同じ場所 (変数, 配列, 構造体の要素 etc.) を,
   (b) 並行してアクセスしている
2. うち少なくとも 1 つは書き込みである

- 競合状態があるプログラムは,
  - ほとんどの場合, 非決定的: 実行のタイミングによって結果が異なり, うち一部しか「望ましい」結果ではない
  - $\Rightarrow$ うまく動かないことがあり得る
- 用語: 際どい領域 (critical section) コード上で, 競合状態が発生している領域

競合状態を大雑把に分類

- 不可分性 (atomicity) の崩れ:
  - 「一度にできない一連の操作」の途中に, 他の処理 (更新) が挟まるために, 意図した操作が行えなくなる状態
  - 「一度にできない一連の操作」の例
    - 1 つの変数を読み出し～変更
    - 2 つ以上の変数を読み出し, または書き込み
  - 用語「一度に出来る」≈ 他の処理が挟まらないことが保証されている ≡ 不可分 (atomic) に実行できる
- 順序, 依存関係 (dependency) の崩れ:
  - 複数スレッド間で, 読み書きにある順序 (例えば書いてから読む) を保証しなくてはならないが, それが崩れるために意図した値の通信が行えなくなる状態

Contents

同期 (synchronization)

- 一般的な意味: 歩調を合わせる, タイミングをそろえる
- 並行処理という文脈での意味: 競合状態を避けるための, タイミングの制御

同期の種類

- 排他制御 (目的: 不可分性の保証)
- バリア同期 (多スレッド間で順序を保証)
- 条件変数 (目的: 順序の保証含め, 「何かが起きるまで待ってから実行」をするための汎用機構)

Contents

排他制御 (mutual exclusion; mutex)

- 排他制御 ≈ 一人しか入れない部屋 (個室トイレ)
- 排他制御に対する操作
  - lock ≈ トイレが空いていれば入って鍵をかける; 空いていなければ空くまでで待つ
  - unlock ≈ 鍵を開けてトイレを空ける
- 典型的な使い方 (不可分に行いたい操作を lock/unlock ではさむ)

```
1 lock(...);
2   操作
3 unlock(...);
```

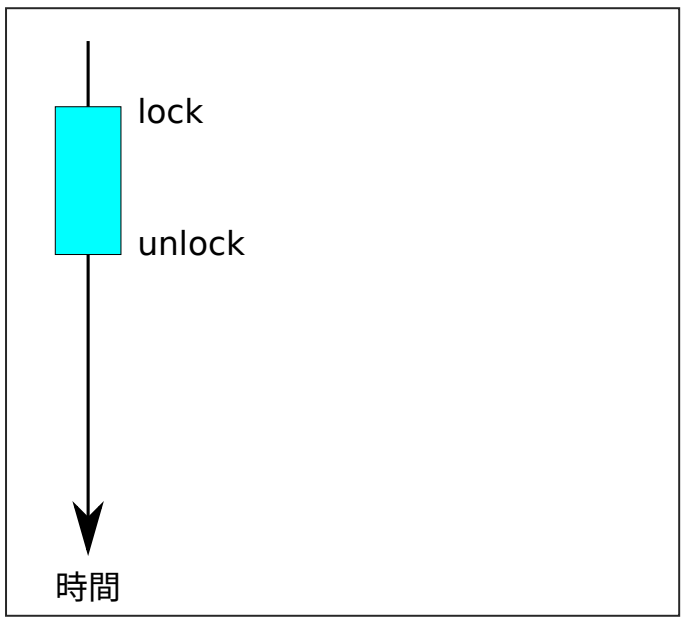
Pthread の mutex API

- `#include <pthread.h>`
- `pthread_mutex_t m;` /* 排他制御オブジェクト */
- `pthread_mutex_init(&m, attr);`
- `pthread_mutex_destroy(&m);`
- `pthread_mutex_lock(&m);` /* lock */
- `pthread_mutex_try_lock(&m);`
- `pthread_mutex_unlock(&m);` /* unlock */

Mutex API によって保証されること

- ある mutex m に対して, `pthread_mutex_lock(`m`)` と `pthread_mutex_unlock(`m`)` に挟まれた (前者が return してから後者を呼び出すまでの) 時間帯を「m による排他区間」と呼ぶことにする

```
1  pthread_mutex_lock(m);
2    ...
3  pthread_mutex_unlock(m);
```

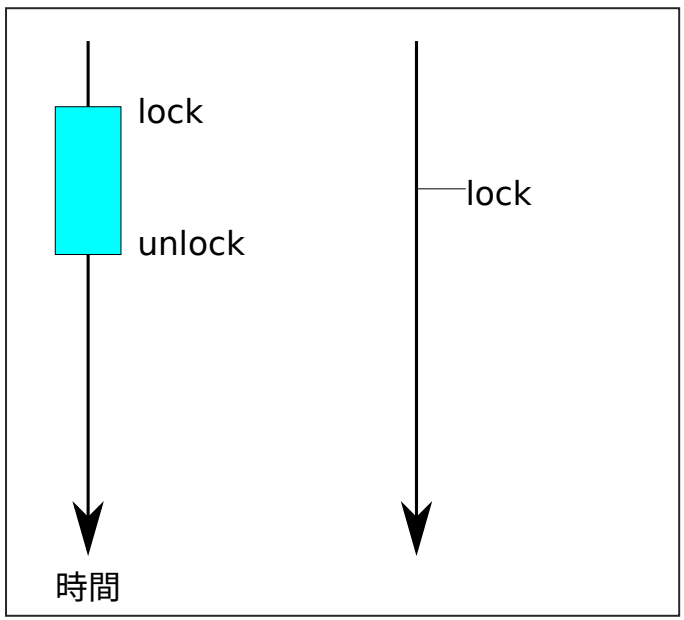


- 保証: 同一の m に対する排他区間は時間的に重ならない

Mutex API によって保証されること

- ある mutex m に対して, `pthread_mutex_lock(`m`)` と `pthread_mutex_unlock(`m`)` に挟まれた (前者が return してから後者を呼び出すまでの) 時間帯を「m による排他区間」と呼ぶことにする

```
1  pthread_mutex_lock(m);
2    ...
3  pthread_mutex_unlock(m);
```

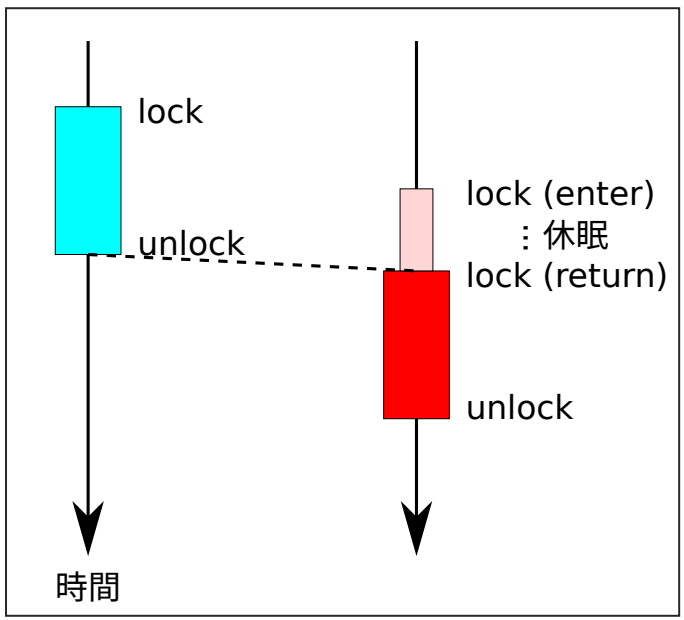


- 保証: 同一の m に対する排他区間は時間的に重ならない

Mutex API によって保証されること

- ある mutex m に対して, `pthread_mutex_lock(`m`)` と `pthread_mutex_unlock(`m`)` に挟まれた (前者が return してから後者を呼び出すまでの) 時間帯を「m による排他区間」と呼ぶことにする

```
1  pthread_mutex_lock(m);
2     ...
3  pthread_mutex_unlock(m);
```



- 保証: 同一の m に対する排他区間は時間的に重ならない

最初の間違いの修正

```
1  void * f(void * arg) {
2    g += 100;
3    return 0; }
```

⇒

```
1  pthread_mutex_t m;
2
3  void * f(void * arg) {
4    pthread_mutex_lock(&m);
5    g += 100;
6    pthread_mutex_unlock(&m);
7    return 0;
8  }
9
10 int main() {
11   pthread_mutex_init(&m, attr);
12   ...
13 }
```

同期を隠蔽したデータ構造

- データをスレッドで更新する必要性が生ずるたびに, mutex を別途定義するのは煩わしい・間違いの元
- データ + それを保護する mutex (または今後述べる同期のためのデータ) をひとつのデータ構造に隠蔽するのが通常 (スレッドセーフなデータ構造・関数)
- 例

```
1  typedef struct {
2    int x;                 // 更新される変数
3    pthread_mutex_t m; // x を守るための mutex
4  } counter_t;
5  int counter_inc(counter_t * c, int dx) {
6    pthread_mutex_lock(&c->m);
7    int x = c->x;
8    c->x = x + dx;
9    pthread_mutex_unlock(&c->m);
10   return x;
11 }
```

Contents

バリア同期

- バリア ≈ 出走馬のゲート (発馬機)
- 全員が揃うまで待ち, そろったら一斉に開ける

https://commons.wikimedia.org/w/index.php?curid=6317140

Pthread のバリア API

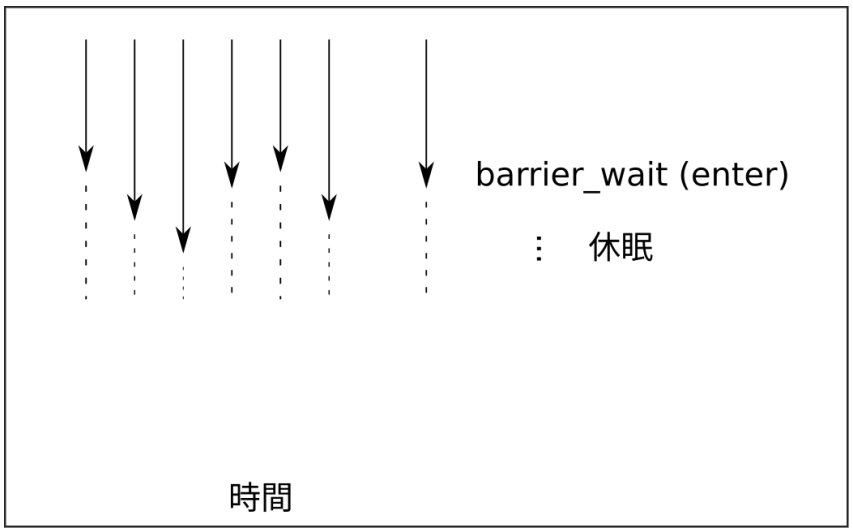
- `#include <pthread.h>`
- `pthread_barrier_t b; /* バリアオブジェクト */`
- `pthread_barrier_init(&b, attr, count);`
  `/* count=参加するスレッド数 */`
- `pthread_barrier_destroy(&b);`
- `pthread_barrier_wait(&b);`
  `/* 同期点に到達; 他のスレッドを待つ */`

バリア API によって保証されること

b : count = n で初期化されたバリアオブジェクト

- n スレッドが pthread_barrier_wait(b) を呼び出すまで, どの呼び出しもリターンしない
- 実践的な意味: pthread_barrier_wait(b) を
  - 呼び出す前 (A) の書き込み → リターン後 (B) の読み込みに伝わる
  - 呼び出す前 (A) の読み込み → リターンした後 (B) の値は読まない (前の値が潰されている心配はない)

```
1   ... (A) ...
2 barrier_wait(b);
3   ... (B) ...
4
```

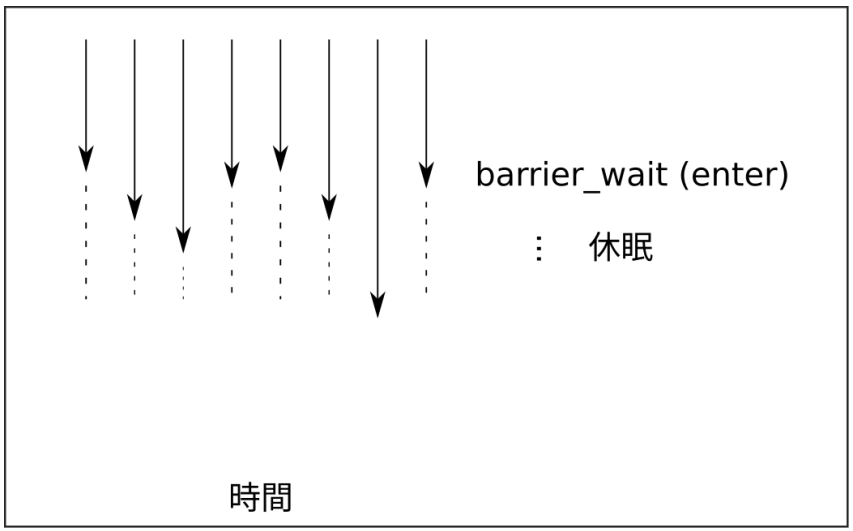


バリア API によって保証されること

b : count = n で初期化されたバリアオブジェクト

- n スレッドが pthread_barrier_wait(b) を呼び出すまで, どの呼び出しもリターンしない
- 実践的な意味: pthread_barrier_wait(b) を
  - 呼び出す前 (A) の書き込み → リターン後 (B) の読み込みに伝わる
  - 呼び出す前 (A) の読み込み → リターンした後 (B) の値は読まない (前の値が潰されている心配はない)

```
1   ... (A) ...
2 barrier_wait(b);
3   ... (B) ...
4
```

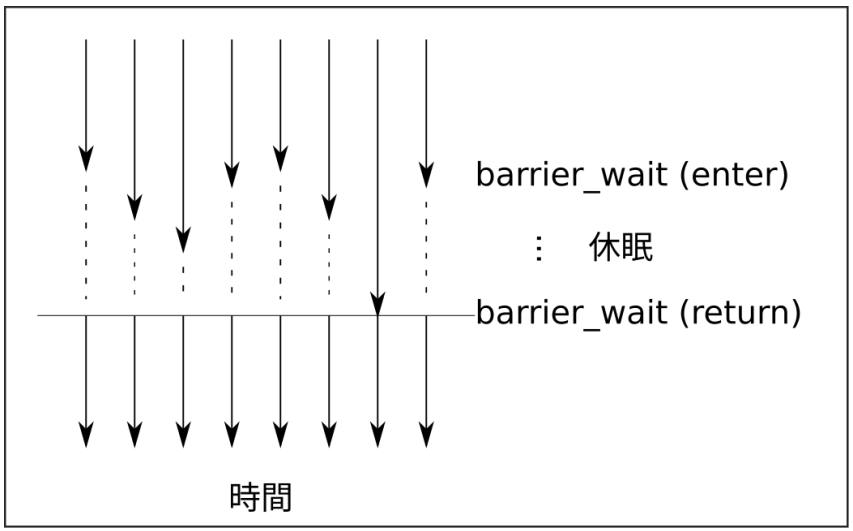


バリア API によって保証されること

b : count = n で初期化されたバリアオブジェクト

- n スレッドが pthread_barrier_wait(b) を呼び出すまで, どの呼び出しもリターンしない
- 実践的な意味: pthread_barrier_wait(b) を
  - 呼び出す前 (A) の書き込み → リターン後 (B) の読み込みに伝わる
  - 呼び出す前 (A) の読み込み → リターンした後 (B) の値は読まない (前の値が潰されている心配はない)

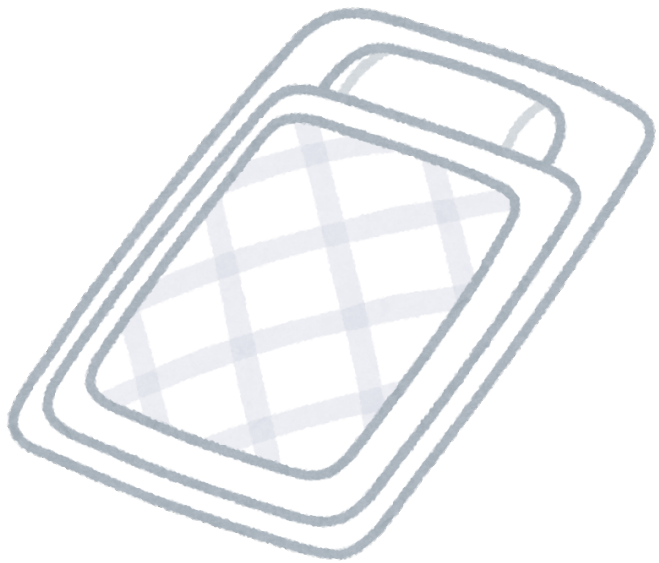
```
1   ... (A) ...
2 barrier_wait(b);
3   ... (B) ...
4
```



Contents

条件変数 (condition variable)

- 条件変数 ≈ 布団
- 「ある条件が整うまで待つ」，「待っているスレッドを起こす」ための汎用同期機構



Pthreadの条件変数API

- `#include <pthread.h>`
- `pthread_cond_t c;`
- `pthread_cond_init(&c, attr);`
- `pthread_cond_destroy(&c);`
- `pthread_cond_wait(&c, &m);` /* 寝る */
  - `pthread_mutex_t m;`
- `pthread_cond_broadcast(&c);` /* 全員起こす */
- `pthread_cond_signal(&c);` /* 誰か一人起こす */

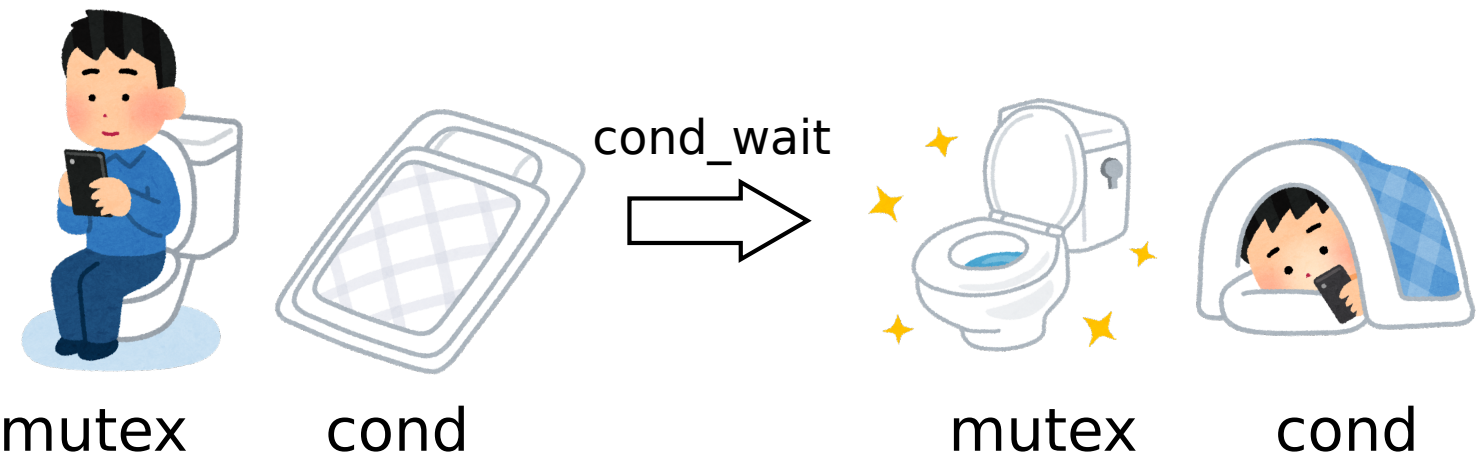
pthread_cond_wait(c, m) の動作

- pthread_cond_wait(c, m) を呼び出したスレッドが m をロックしていることが前提. その上で,

pthread_cond_wait(c, m) の動作

- pthread_cond_wait(c, m) を呼び出したスレッドが m をロックしていることが前提. その上で,
  - m を unlock する
  - c の上で寝る (中断・ブロックする)

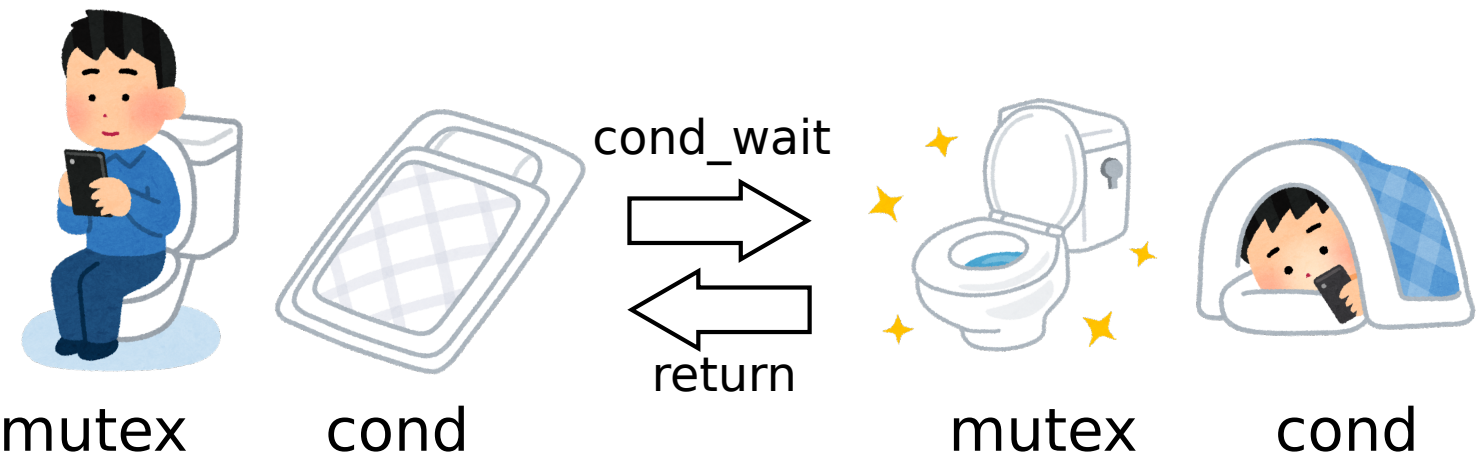
  を不可分に行う



pthread_cond_wait(c, m) の動作

- pthread_cond_wait(c, m) を呼び出したスレッドが m をロックしていることが前提. その上で,
  - m を unlock する
  - c の上で寝る (中断・ブロックする)

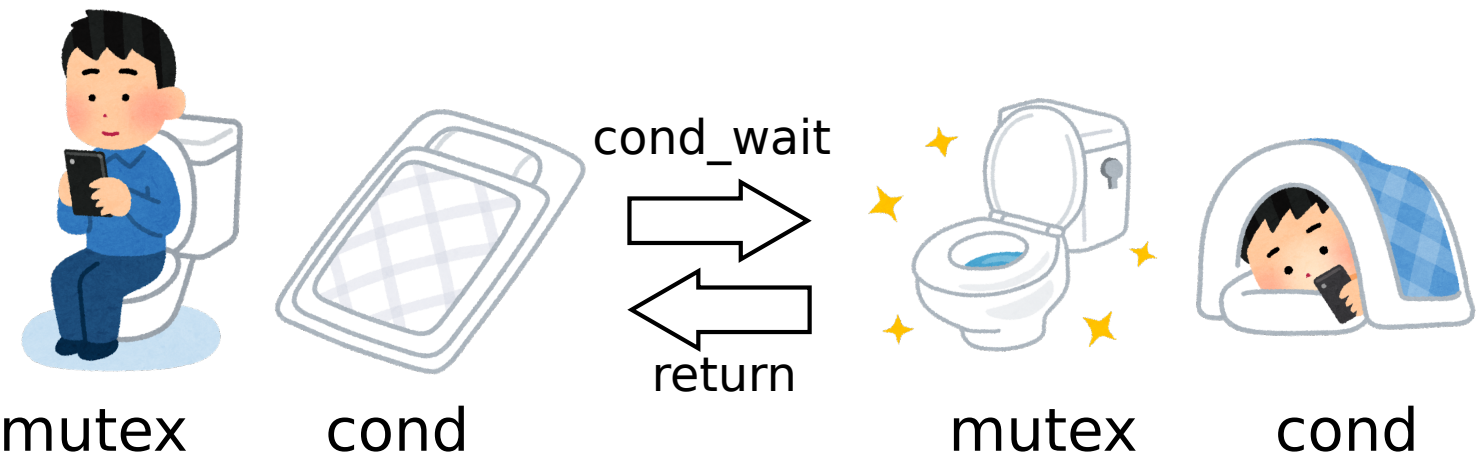
  を不可分に行う
  - 目覚めてリターンする際はまた m を lock している



pthread_cond_wait(c, m) の動作

- pthread_cond_wait(c, m) を呼び出したスレッドが m をロックしていることが前提. その上で,
  - m を unlock する
  - c の上で寝る (中断・ブロックする)

  を不可分に行う
  - 目覚めてリターンする際はまた m を lock している



- この一見複雑な動作の意味は後にわかる

例: 飽和するカウンタ

- 例として以下のような API を実現することを考える

```
1  typedef struct { ... } scounter_t;
2
3  /* 初期化．飽和する値capacity を指定．カウンタの初期値を 0にセット */
4  int scounter_init(scounter_t * s, int capacity);
5
6  /* +1; ただし capacity を超える場合は (誰かが dec してくれるのを) 待つ */
7  int scounter_inc(scounter_t * s);
8
9  /* -1; 簡単のため 0を下回ってもよい */
10 int scounter_dec(scounter_t * s);
```

- inc, dec とも複数のスレッドが並行に呼び出し得る (それでも正しく動作する．i.e., スレッドセーフ)

飽和なし版

- データ構造 (mutex を隠蔽)

```
1 typedef struct {
2   pthread_mutex_t m;
3   int x;
4   int capacity;
5 } scounter_t;
```

- inc (足し算を不可分に)

```
1 int scounter_inc(scounter_t * s) {
2   pthread_mutex_lock(&s->m);
3   int x = s->x;
4   s->x = x + 1;
5   pthread_mutex_unlock(&s->m);
6   return x;
7 }
```

飽和あり版 概要

- 飽和していたら待機

```
1  int scounter_inc(scounter_t * s) {
2    pthread_mutex_lock(&s->m);
3    int x = s->x;
4    if (x == s->capacity) {
5      ...  待機 ...
6    }
7    pthread_mutex_unlock(&s->m);
8    return x;  }
```

- 上記の「待機」をするのが pthread_cond_wait
- しかし上記では起こされた以降の動作が不足している
- → 目覚めたらまたやり直すコード (ループ) に変形

飽和あり版 概要

```
1  int scounter_inc(scounter_t * s) {
2    pthread_mutex_lock(&s->m);
3    int x;
4    while (1) {
5      x = s->x;
6      if (x < s->capacity) break;
7      pthread_cond_wait(&s->c, &s->m); /* 待機 */
8    }
9    /* 仕事が可能になった */
10   s->x = x + 1;
11   pthread_mutex_unlock(&s->m);
12   return x;
13 }
```

飽和あり版 dec

- −1 したことで飽和状態が解消されたら, 寝ている人を (いれば) 起こす

```
1  int scounter_dec(scounter_t * s) {
2    pthread_mutex_lock(&s->m);
3    int x = s->x;
4    s->x = x - 1;
5    if (x == s->capacity) {
6      pthread_cond_broadcast(&s->c);
7    }
8    pthread_mutex_unlock(&s->m);
9    return x;
10 }
11
```

pthread_cond _signal vs _broadcast

- broadcast(c)：c 上で寝ている人を全員起こす
- signal(c)：c 上で寝ている人のうちどれか一人を起こす
- 「誰が起きてもいい」と確信出来る場合は signal, そうでなければ broadcast を使う

条件変数の使い方テンプレート

- 「条件 C が成り立つまで待って A をする」

```
1  pthread_mutex_lock(&m);
2  while (1) {
3    C = ...; /* 条件評価 */
4    if (C) break;
5    pthread_cond_wait(&c, &m);
6  }
7  /* C が成り立っているのでここで何かをする */
8  A
9  /* 寝ている誰かを起こせそうなら起こす */
10   ...
11 pthread_mutex_unlock(&m);
```

pthread_cond_wait(c, m) の動作

- pthread_cond_wait が条件変数だけでなく, (lock されたことが前提の) mutex を引数に取るという仕様は一見わかりにくい (必然性がわからない)
- しかしよく考えると実によく出来ている

```
1  pthread_mutex_lock(&m);
2  while (1) {
3    C = ...; /* 条件評価 */
4    if (C) break;
5    pthread_cond_wait(&c, &m);
6  }
7    ...
8  pthread_mutex_unlock(&m);
```

pthread_cond_wait(c, m) の動作

```
1  pthread_mutex_lock(&m);
2  while (1) {
3    C = ...; /* 条件評価 */
4    if (C) break;
5    pthread_cond_wait(&c, &m);
6  }
7    ...
8  pthread_mutex_unlock(&m);
```

1. 通常データ構造は, どのみち何らかの mutex で保護されているので, 条件 C を判定する際に mutex を lock しているのは自然

pthread_cond_wait(c, m) の動作

```
1  pthread_mutex_lock(&m);
2  while (1) {
3    C = ...; /* 条件評価 */
4    if (C) break;
5    pthread_cond_wait(&c, &m);
6  }
7    ...
8  pthread_mutex_unlock(&m);
```

1. 通常データ構造は, どのみち何らかの mutex で保護されているので, 条件 C を判定する際に mutex を lock しているのは自然
2. しかも自分がブロックする際はその mutex を開放しないと, 他のスレッドがデータを変更できない (pthread_cond_wait がそれをやってくれているのは親切)

pthread_cond_wait(c, m) の動作

```
1  pthread_mutex_lock(&m);
2  while (1) {
3    C = ...; /* 条件評価 */
4    if (C) break;
5    pthread_cond_wait(&c, &m);
6  }
7    ...
8  pthread_mutex_unlock(&m);
```

1. 通常データ構造は, どのみち何らかの mutex で保護されているので, 条件 C を判定する際に mutex を lock しているのは自然
2. しかも自分がブロックする際はその mutex を開放しないと, 他のスレッドがデータを変更できない (pthread_cond_wait がそれをやってくれているのは親切)
3. しかしそれでも, 「unlock」と「寝る」は別の API でも良いのではという疑問が残る

これでは何がいけないか?

- pthread_cond_wait*(c) : c 上で寝るだけの (架空の)API

```
1  pthread_mutex_lock(&m);
2  while (1) {
3    C = ...; /* 条件評価 */
4    if (C) break;
5    pthread_mutex_unlock(&m); // unlock して
6    pthread_cond_wait*(&c);   // 寝る
7    pthread_mutex_lock(&m);   // 目覚めたらまたlock
8  }
9    ...
10 pthread_mutex_unlock(&m);
```

Lost wake up 問題

注: 関数名は適宜短縮している (pthread_mutex_lock → lock など)

```
1  inc(s) {
2    lock(&s->m);
3    while (1) {
4      if (s->x < s->capacity) break;
5      unlock(&s->m);
6      cond_wait*(&s->c, &s->m);
7      lock(&s->m); }
8    ...
```

```
1  dec(s) {
2    lock(&s->m);
3    int x = s->x;  s->x = x - 1;
4    if (x == s->capacity) {
5      cond_broadcast(&s->c);
6    }
7    unlock(&s->m);
```

s->x == capacity

	inc		dec
5:	if (s->x < s->capacity) ...;		
6:	unlock(&s->m)		
		2:	lock(&s->m)
		3:	int x = s->x; s->x = x - 1;
		4:	if (x == s->capacity) {
		5:	cond_broadcast(&s->c)
7:	wait*(&s->m)		

- cond_wait の仕様 (m の開放 + 休眠を「不可分に」行う) は, まさにこうならないことを保証している

Contents

不可分更新命令

- CPU が不可分に行えるのは, 64 bit までの load, store のどちらか (*)
- それ以上の処理の不可分性を保証するための基本は排他制御

```
1 lock(m);
2   ...
3 unlock(m);
```

実は...

- 一変数に対する読み書きを不可分に行ういくつかの命令がある (つまり (*) は正確ではない)
  - ad-hoc な命令
    - fetch&add
    - test&set
    - swap
  - 汎用命令
    - compare&swap

ad-hoc な不可分更新命令

それぞれ以下を不可分に行う命令

- test&set p (0 だったら 1 にする)

```
1 if (*p == 0) {
2   *p = 1; return 1;
3 } else {
4   return 0;
5 }
```

- fetch&add p,x

```
1 *p = *p + x;
```

- swap p,r

```
1 x = *p;
2 *p = r;
3 r = x;
```

GCC: `https://gcc.gnu.org/onlinedocs/gcc/_005f_005fsync-Builtins.html`

compare&swap (CAS)

- compare&swap p,r,s

```
1  x = *p;
2  if (x == r) {
3    *p = s;
4    s = x;
5  }
```

- 自分が読んだ値が書き換わっていないことを確かめながら, 書き込むのに使える
- GCC の関数 2 種類
  - bool `__sync_bool_compare_and_swap(type *`p`, type` r`, type` s`)` (swap が起きたかどうかを返す)
  - type `__sync_val_compare_and_swap(type *`p`, type` r`, type` s`)` (*p に入っていた値を返す)

compare&swap (CAS)

ad-hoc なプリミティブを包含

- test&set(p) $\equiv$

```
1  return __sync_bool_compare_and_swap(p, 0, 1);
```

- fetch&add(p, x) $\equiv$

```
1  while (1) {
2    type r = *p;
3    if (__sync_bool_compare_and_swap(p, r, r + x)) return r;
4  }
```

- swap(p, r) $\equiv$

```
1  while (1) {
2    type o = *p;
3    if (__sync_bool_compare_and_swap(p, o, r)) return o;
4  }
```

compare&swap テンプレート

- $*p = f(*p);$ という更新を不可分に行う

```
1 while (1) {
2   x = *p;
3   y = f(x);
4   if (__sync_bool_compare_and_swap(p, x, y)) break;
5 }
```

- 一つの場所 (変数, 配列, 構造体要素) に対する, 「読み出し〜計算〜書き込み」を不可分に行うのに排他制御よりも高速
- 排他制御を実装するために有用 (必要) $\Rightarrow$ 次節
- 二つ以上の場所に対しては適用困難

Contents

同期はどのように実装されている?

- 多くの, 同期のためのデータ構造は「排他制御 + 条件変数」で実現できる
  - 有限バッファ, バリア同期, セマフォ
- では排他制御や条件変数は?

排他制御の実装

- たとえば mutex (pthread_mutex_lock) の概要

```
1 int lock(mutex_t * m) {
2   while (1) {
3     if (ロックされていない) {
4       ロックする;
5       break;
6     } else {
7       ブロックする;
8 }}}
```

- 具体化 (3〜4 行目)

```
1 typedef struct {
2   int locked;
3   ...
4 } mutex_t;
```

```
1 int lock(mutex_t * m) {
2   while (1) {
3     if (m->locked == 0) {
4       m->locked = 1;
5       break;
6     } else {
7       ブロックする;
8 }}}
```

ここでも競合状態

```
1  int lock(mutex_t * m) {
2    while (1)
3      if (m->locked == 0) {
4        m->locked = 1;
5        break;
6      } else {
7        ブロックする;
8  }}}
```

スレッド A	スレッド B
3: if (m->locked == 0) {	
	3: if (m->locked == 0) {
4: m->locked = 1;	
	4: m->locked = 1;

- これを不可分に行うのに (当然!) 排他制御は使えない
- ⇒ 不可分更新命令

不可分更新命令

```
1  int lock(mutex_t * m) {
2    while (1) {
3      if (test_and_set(&m->locked)) {
4        break;
5      } else {
6        ブロックする;
7  }}}
8  int unlock(mutex_t * m) {
9    m->locked = 0;
10   ブロックいるスレッドを起こす;
11 }
```

- 3〜4 行目はこれで解決
- 「ブロックする」をどう実現するか? ⇒ (Linux) futex
- ここでも lost wake up 問題

スレッド A	スレッド B
3: if (test_and_set(&m->lcoked)) {	
	11: m->locked = 0;
	12: 寝ているスレッドを起こす;
6: ブロックする;	

futex

- 「if (u == v) ブロックする」を不可分に実行

```
1 futex(&u, FUTEX_WAIT, v, 0, 0, 0);
```

- u 上でブロックしているスレッドを n 個まで起こす

```
1 futex(&u, FUTEX_WAKE, n, 0, 0, 0);}
```

- 注: futex というシステムコールはあるが, C 言語から呼べる関数 (glibc wrapper) は定義されていない. 以下を自分で定義 (参照: man futex)
-

```
1 #include <sys/syscall.h>
2 #include <linux/futex.h>
3 #include <sys/time.h>
4 int futex(int * uaddr, int futex_op, int val,
5           const struct timespec *timeout,
6           int *uaddr2, int val3) {
7   return syscall(SYS_futex, uaddr, futex_op,
8                  val, timeout, uaddr2, val3);
9 }
```

不可分更新命令 + futex による排他制御実装

```
1  int lock(mutex_t * m) {
2    while (!test_and_set(&m->locked)) {
3      /* m->locked == 1 だったらブロック */
4      futex(&m->locked, FUTEX_WAIT, 1, 0, 0, 0);
5    } }
6  int unlock(mutex_t * m) {
7    m->locked = 0;
8    futex(&m->locked, FUTEX_WAKE, 1, 0, 0, 0);
9  }
```

- 4 行目 ; 7 行目 ⇒ ブロック; 起こす;
- 7 行目 ; 4 行目 ⇒ ブロックしない
- 扱っている問題は条件変数とほとんど同じ
- 他のデータ構造も，「排他制御 + 条件変数」の代わりに，「不可分更新命令 + futex」で実現することも可能な場合が多い

Contents

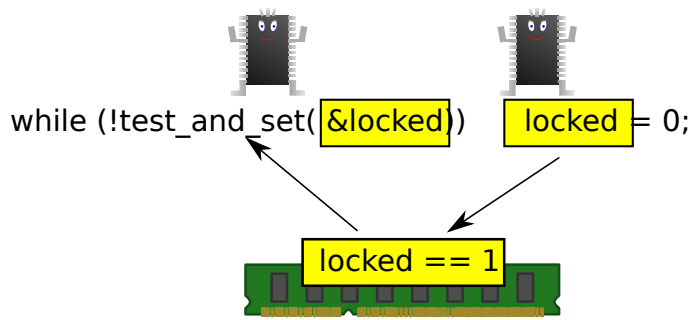
排他制御実装の別解?

- lock の実装: 改めて何のためにブロックしているのか?

```
1  int lock(mutex_t * m) {
2    while (!test_and_set(&m->locked)) {
3      /* m->locked == 1 だったらブロック */
4      futex(&m->locked, FUTEX_WAIT, 1, 0, 0, 0);  } }
```

- これでは何がいけない?

```
1  int lock'(mutex_t * m) {
2    while (!test_and_set(&m->locked)) {
3      /* 何もしない */ } }
4
5  int unlock'(mutex_t * m) {
6    m->locked = 0; }
```



- 「他のスレッドが m->locked を変更してくれるのを待っている」点は同じ
- そして後者の方が「ブロックする・起こす」オーバーヘッドも少ない

飽和カウンタでも

- 再掲

```
1  int scounter_inc(scounter_t * s) {
2    pthread_mutex_lock(&s->m);
3    int x;
4    while (1) {
5      x = s->x;
6      if (x < s->capacity) break;
7      pthread_cond_wait(&s->c, &s->m); /* 待機 */  }
8    s->x = x + 1;
9    pthread_mutex_unlock(&s->m);
10   return x; }
```

```
1  int scounter_dec(scounter_t * s) {
2    pthread_mutex_lock(&s->m);
3    int x = s->x;
4    s->x = x - 1;
5    if (x == s->capacity) {
6      pthread_cond_broadcast(&s->c); /* 起こす */  }
7    pthread_mutex_unlock(&s->m);
8    return x; }
```

飽和カウンタの別解?

- 条件変数は何のため? これでは何がいけないか?
- inc: 競合状態は s->x だけなので, 不可分更新で mutex も不要

```
1 int scounter_inc'(scounter_t * s) {
2   while (1) {
3     int x = s->x;
4     if (x < s->capacity) {
5       if (compare_and_swap(&s->capacity, x, x + 1)) {
6         return x;
7 }}}}
```

- dec: s->x を減らすだけ. 寝てないので起こす必要もない

```
1 int scounter_dec'(scounter_t * s) {
2   return fetch_and_add(&s->x, -1);
3 }
```

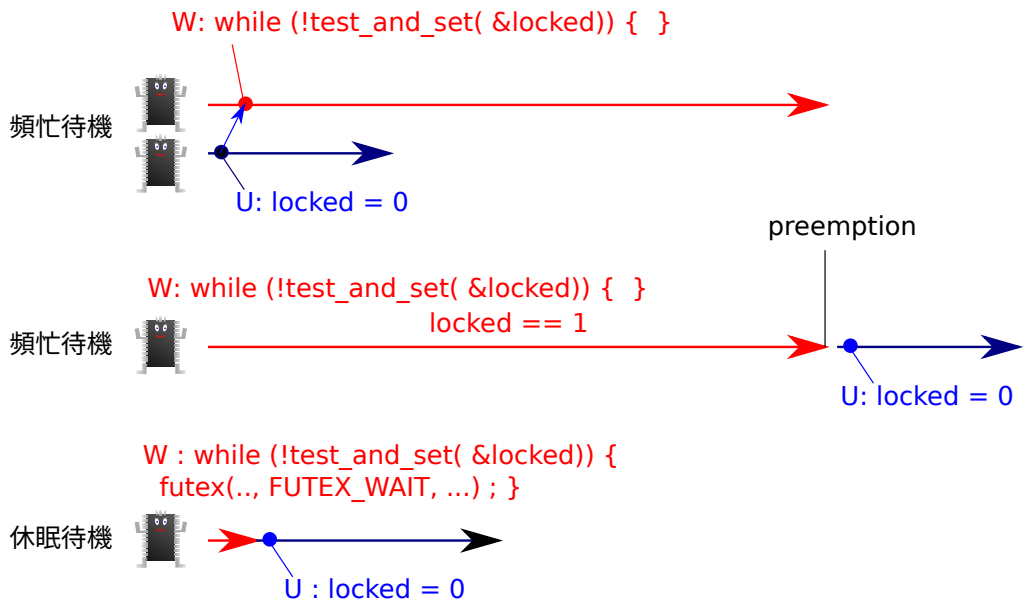
休眠待機 vs. 頻忙待機

- 休眠待機 (blocking wait)
  - 表面的には, futex, cond_wait などの API を呼んで待つ
  - 本質的には, OS に「CPU を割り当てなくて良い」とわかるように待つ (ブロックする, 実行可能でなくなるようなシステムコールを呼ぶ)
  - 前スライドの `lock`, `scounter_inc`
- 頻忙待機 (busy wait, spin wait)
  - 表面的には, `while (!条件) { 何もしない }` みたいな待ち方
  - 本質的には, OS に「CPU を割り当てなくて良い」ことがわからない待ち方 (実行可能であり続ける)
  - 前スライドの `lock'`, `scounter_inc'`

頻忙待機の問題点

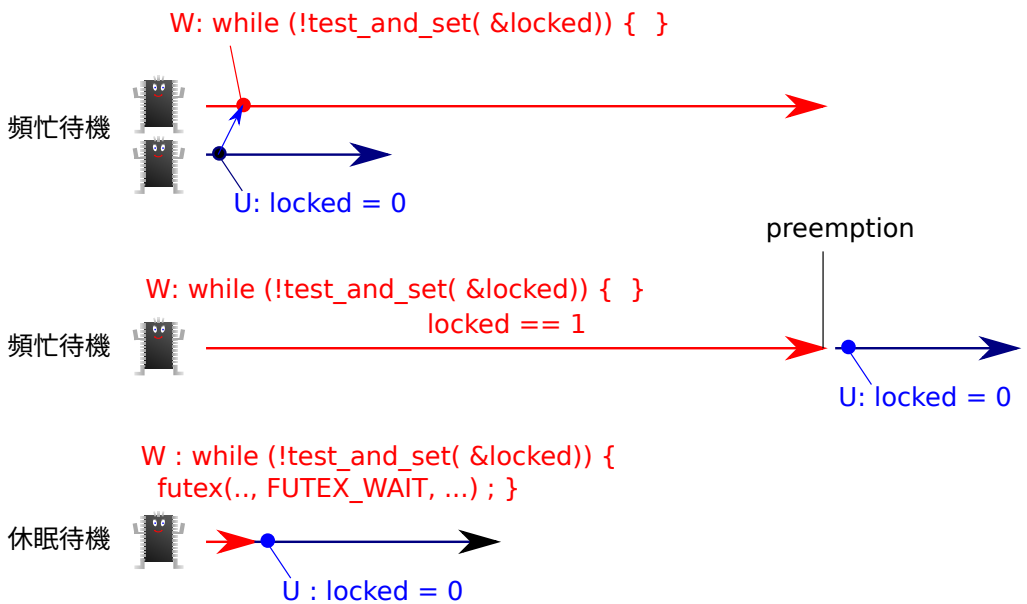
条件を待っているスレッド (W) も, 次の preemption まで (数 ms のオーダ), CPU を使い続ける ⇒

1. 消費電力増加
2. 他のアプリケーションの邪魔をする
3. (重要・気づきにくい) ブロックして待てば「条件」を成立させるスレッド (U) がすぐに CPU を得られたかも知れないが, その機会を (次の preemption まで) 奪う ⇒ 条件が成り立つまでの時間の増大 ⇒ 重大な性能低下



頻忙待機の使いみち

- 基本は使わない
- すべてのスレッドが「同時に」実行されている (常に CPU が割り当てられている) と仮定できる場合には, 高速な同期の手段になりうる
- 多数のスレッドが中断/復帰する場合 (例: バリア同期) には有効



スピンロック (頻忙待機で排他制御)

- 頻忙待機による排他制御は特にスピンロックと呼ばれて, 短いクリティカルセクションを不可分に実行するのに使われる
- 効用は mutex と同様 (違いは頻忙待機であること)
- Pthread API
  - `#include <pthread.h>`
  - `pthread_spinlock_t s;` /* スピンロックオブジェクト */
  - `int pthread_spin_init(&s, attr);`
  - `int pthread_spin_lock(&s);` /* lock */
  - `int pthread_spin_trylock(&s);`
  - `int pthread_spin_unlock(&s);` /* unlock */

Contents

(再掲) futex

- `futex(int * ua, FUTEX_WAIT, int v, 0, 0, 0);`
  - 「`if (*ua == v)` ブロックする」を不可分に実行
  - 以降これを `futex_wait(int * ua, int v)` と表記
- `futex(int * ua, FUTEX_WAKE, int n, 0, 0, 0);`
  - ua 上でブロックしているスレッドを n 個まで起こす
  - 以降これを `futex_wake(int * ua, int n)` と表記

futex_waitが「不可分」の意味

- ≈以下のようなケースを心配する必要がない

	スレッド A (`futex_wait(ua, v)`)	スレッド B (`futex_wake(ua, 1)`)
A1:	`if (*ua == v)`	
		B2: `*ua = v'` ($\neq$ v)
A2:	ブロックする;	

`futex_wait` が「不可分」の意味

- 言い換え: 以下のようなコードで「lost wake up」がない
  - 初期状態: `*ua == v`
  - スレッド A:

    A1: `futex_wait(ua, v);`
  - スレッド B:

    B1: `*ua = v';` ($\neq$ v)

    B2: `futex_wake(ua, 1);`
- lost wake up がない理由
  - A1 が B1 より先に実行 $\Rightarrow$ A はブロック; B2 で起こされる
  - A1 が B1 より後に実行 $\Rightarrow$ A はブロックしない
- A1 の実行の途中で B1 が実行みたいなケースを考えなくて良いというのが「`futex_wait(ua, v)` が不可分」という「仕様」の意味

futex を用いた mutex の実装 (再掲)

```
1  int lock(mutex_t * m) {
2    while (!test_and_set(&m->locked)) {
3      /* m->locked == 1 だったらブロック */
4  L1: futex_wait(&m->locked, 1);
5    } }
6  int unlock(mutex_t * m) {
7  U1: m->locked = 0;
8  U2: futex_wake(&m->locked, 1);
9  }
```

- L1 が U1 の前に実行 ⇒ ブロックして U2 で起こされる
- L1 が U1 の後に実行 ⇒ ブロックしない

それでも残る疑問

- 「`futex_wait(ua, v);` が不可分」という「仕様」をどう実装するのか?
- 安直に, 文字通り,

```
1  futex_wait(int * ua, int v) {
2    if (*ua == v) ブロックする;
3  }
```

ではダメなのはすでに見たとおり

	スレッド A (`futex_wait(ua, v)`)	スレッド B (`futex_wake(ua, 1)`)
A1	`if (*ua == v) {`	B2: `ua` 上で wait しているスレッドを起こす
A2	ブロックする;	

futex_wait の実装 (0 次近似)

- 一連の処理をロックを使って不可分に．ただし spinlock で (!)

```
1  futex_wait(int * ua, int v) {
2    spinlock_lock(...);
3    if (*ua == v) ブロックする;
4    spinlock_unlock(...);
5  }
```

```
1  futex_wake(int * ua, int n) {
2    spinlock_lock(...);
3    ブロックしているすれっどを最大n 個起こす
4    spinlock_unlock(...);
5  }
```

- もう少し詳細化 (正確に)

「ブロックする」って?

- ブロックする ≈ そのスレッドを「中断」させ, 他の「実行可能」なスレッドに実行を切り替える
- 「中断」させる際, 後で起こしてもらえるよう, スレッドの情報をどこか (後に起こす人がその情報を見つけられる場所) に書き込むことが必要
- ⇒ futex の第一引数 (ua) に紐付いた構造体が必要. e.g.,

```
1 typedef struct {
2   spinlock_t s;
3   waiting_thread_queue_t q;
4 } futex_t;
```

futex_wait の実装 (1 次近似)

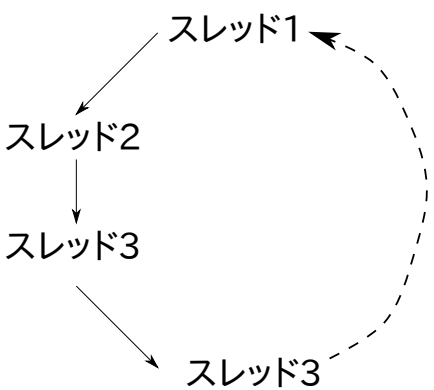
```
1  futex_wait(int * ua, int v) {
2    /* ua に紐付いた futex_t 構造体 */
3    futex_t * f = find_futex_struct(ua);
4    spinlock_lock(&f->s);
5    if (*ua == v) { /* ブロックする */
6      pthread_t self = このスレッド;
7      self を run queue から削除;
8      self を f->q に挿入;
9      spinlock_unlock(&f->s);
10     next = run queue から次のスレッドを取り出し;
11     switch_to(next);
12   }
13 }
```

```
1  futex_wake(int * ua, int n) {
2    /* ua に紐付いた futex_t 構造体 */
3    futex_t * f = find_futex_struct(ua);
4    spinlock_lock(&f->s);
5    f->q から n 個まで取り出し, run queue に挿入;
6    spinlock_unlock(&f->s);
7  }
```

Contents

デッドロック

- 日常での意味: 行き詰まり, 膠着状態 (例: 与野党の対立で国会がデッドロックしている)
- 並行処理における定義: 同期のための待機状態が循環作ってどのスレッド・プロセスも (永遠に) ブロックしたままの状態
- 症状: プログラムが止まったまま前進しない



- 「スレッド $P \rightarrow$ スレッド Q」$\equiv$ P が Q (のアクション) を待っている
- 例:
  - Q がロックしている mutex を P もロック (しようと) している
  - P が wait している条件を Q がやがて満たす

デッドロックの生ずる例 (1) — 二つ (以上) の排他制御

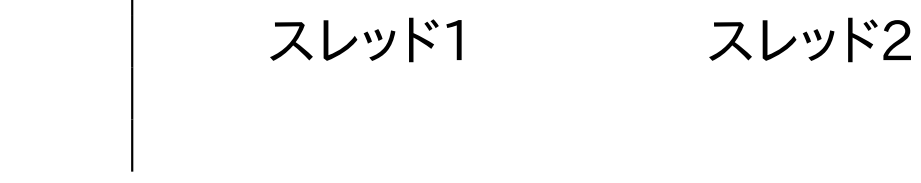
スレッド 1

```
1  lock(A);
2  lock(B);
3  unlock(B);
4  unlock(A);
```

スレッド 2

```
1  lock(B);
2  lock(A);
3  unlock(A);
4  unlock(B);
```

スレッド 1	スレッド 2	
1: lock(A);		
	1: lock(B);	



デッドロックの生ずる例 (1) — 二つ (以上) の排他制御

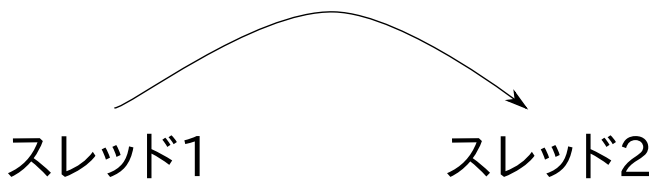
スレッド 1

```
1  lock(A);
2  lock(B);
3  unlock(B);
4  unlock(A);
```

スレッド 2

```
1  lock(B);
2  lock(A);
3  unlock(A);
4  unlock(B);
```

	スレッド 1	スレッド 2	
1:	lock(A);		
		1: lock(B);	
2:	lock(B);		ブロック



デッドロックの生ずる例 (1) — 二つ (以上) の排他制御

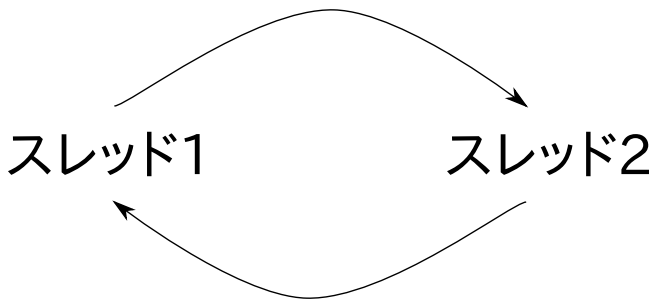
スレッド 1

```
1  lock(A);
2  lock(B);
3  unlock(B);
4  unlock(A);
```

スレッド 2

```
1  lock(B);
2  lock(A);
3  unlock(A);
4  unlock(B);
```

	スレッド 1		スレッド 2	
1:	`lock(A);`			
		1:	`lock(B);`	
2:	`lock(B);`			ブロック
		2:	`lock(A);`	ブロック



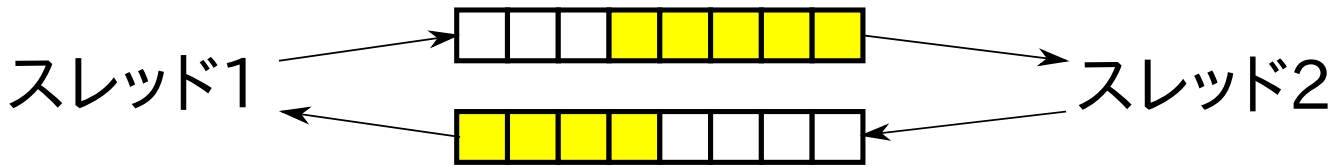
デッドロックの生ずる例 (2) — 送受信バッファ

スレッド 1

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```

スレッド 2

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```



- バッファが両方向満杯のときにお互いが send をしようとする状況
- 注: バッファが両方空のときにお互いが recv をしようとする状況も同様
- デッドロックしない方法
  - recv できる (空でない) ときは recv する
  - send できる (空でない) ときは send する

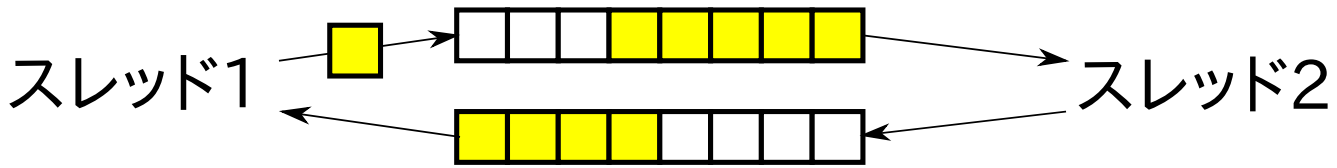
デッドロックの生ずる例 (2) — 送受信バッファ

スレッド 1

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```

スレッド 2

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```



- バッファが両方向満杯のときにお互いが send をしようとする状況
- 注: バッファが両方空のときにお互いが recv をしようとする状況も同様
- デッドロックしない方法
  - recv できる (空でない) ときは recv する
  - send できる (空でない) ときは send する

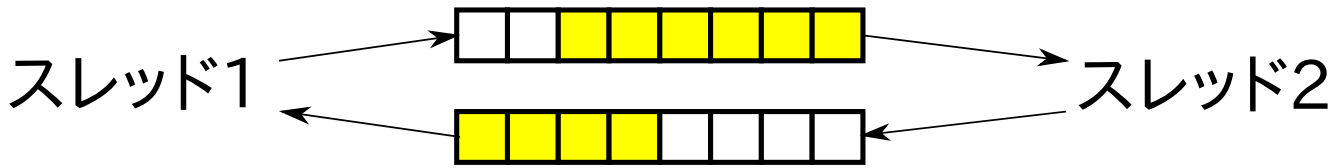
デッドロックの生ずる例 (2) — 送受信バッファ

スレッド 1

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```

スレッド 2

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```



- バッファが両方向満杯のときにお互いが send をしようとする状況
- 注: バッファが両方空のときにお互いが recv をしようとする状況も同様
- デッドロックしない方法
  - recv できる (空でない) ときは recv する
  - send できる (空でない) ときは send する

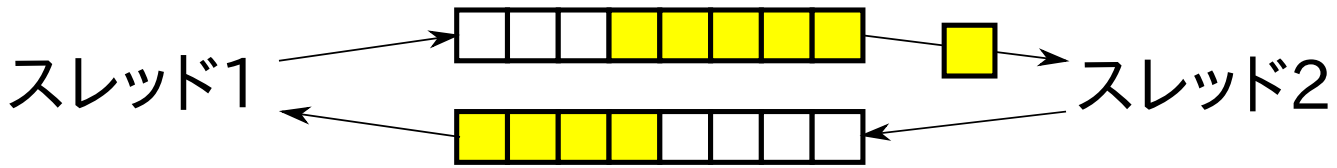
デッドロックの生ずる例 (2) — 送受信バッファ

スレッド 1

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```

スレッド 2

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```



- バッファが両方向満杯のときにお互いが send をしようとする状況
- 注: バッファが両方空のときにお互いが recv をしようとする状況も同様
- デッドロックしない方法
  - recv できる (空でない) ときは recv する
  - send できる (空でない) ときは send する

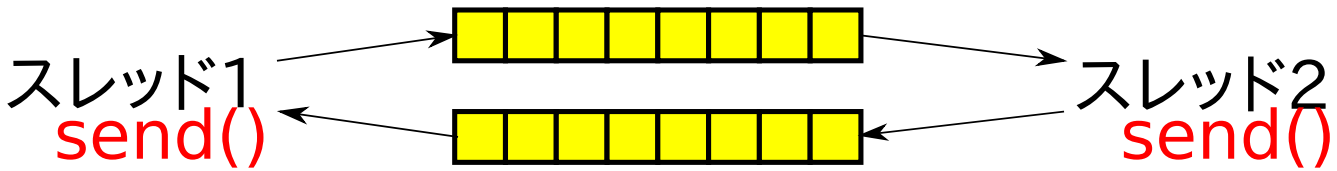
デッドロックの生ずる例 (2) — 送受信バッファ

スレッド 1

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```

スレッド 2

```
1 while (...) {
2   send(...) or recv(...);
3 }
```



- バッファが両方向満杯のときにお互いが send をしようとする状況
- 注: バッファが両方空のときにお互いが recv をしようとする状況も同様
- デッドロックしない方法
  - recv できる (空でない) ときは recv する
  - send できる (空でない) ときは send する

デッドロックの回避

- 一般的な予防は困難
- 問題の始まりは, 「誰かを待たせながら誰かを待つ」こと
- 複数の排他制御によって生ずるデッドロックの防ぎ方
  1. mutex をひとつだけにする (giant lock)
  2. 一つのスレッドは, 二つの mutex を同時にロックしない (ある mutex を lock している状態で別の mutex の lock を呼ばない)
  3. すべての mutex に順序をつけ, すべてのスレッドはその全順序の順でしか lock をしない
  4. 不可分更新をするのに排他制御を使わない
     - 4.1 不可分更新命令 (一つのアドレスに対する更新)
     - 4.2 トランザクショナルメモリ

まとめ: 並行プログラミングは大変

- 競合状態 (mutex, 条件変数)
- 頻忙待機
- デッドロック
- 1 アドレスに対する不可分更新 (compare and swap)
- 2 アドレス以上は?