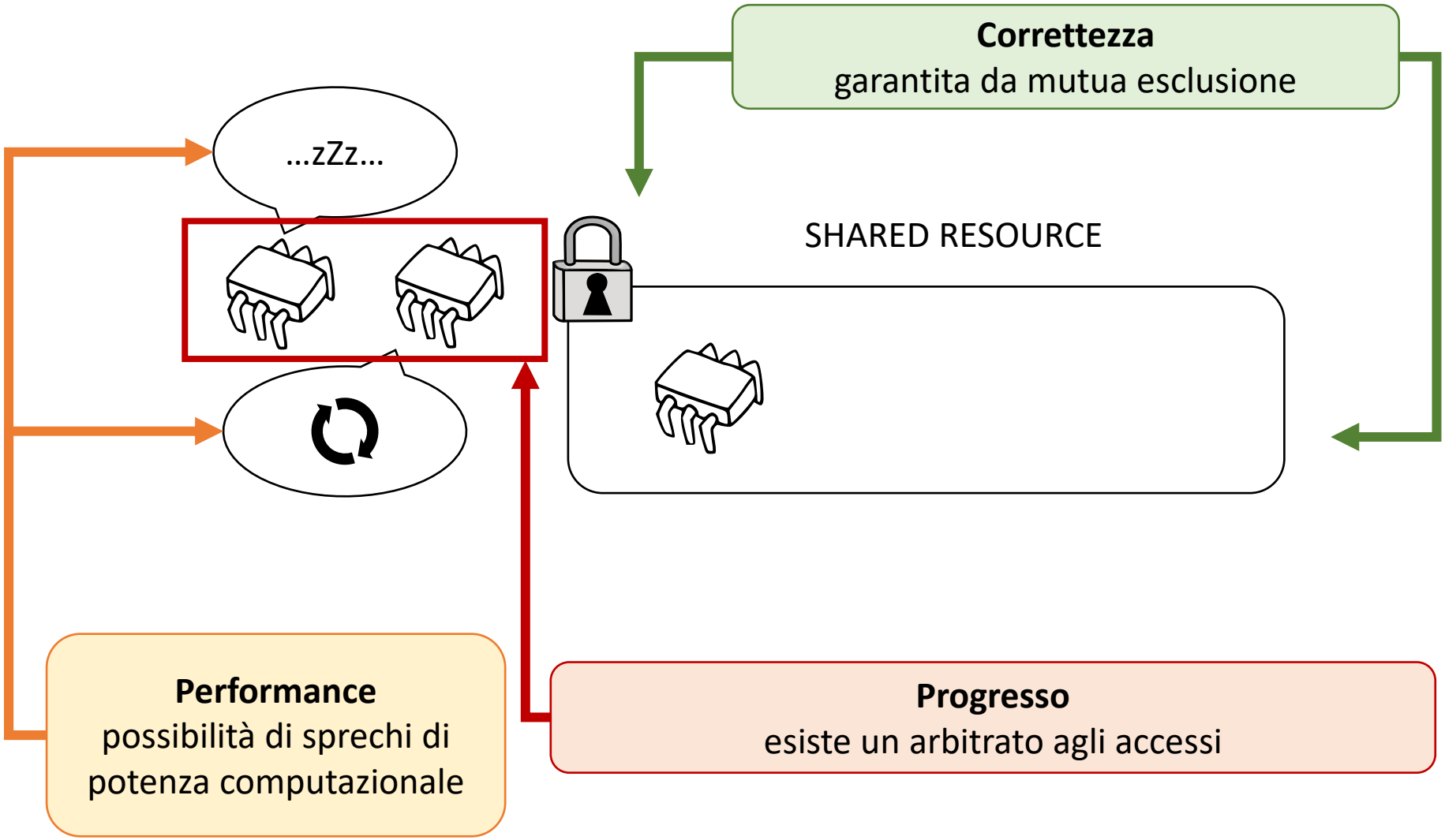
Sistemi Operativi

Laurea in Ingegneria Informatica
Università Roma Tre
Docente: Romolo Marotta

Sincronizzazione

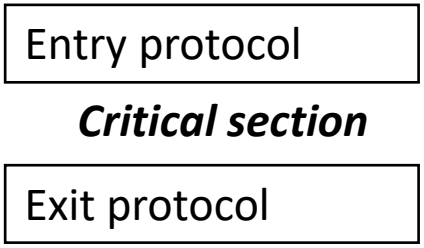
1. Mutua esclusione
2. Soluzioni software
3. Soluzioni hardware
4. Strumenti POSIX per la sincronizzazione

Sincronizzazione



Sincronizzazione

- Sezione critica
  - Porzione di codice che manipola variabili condivise
  - Richiesta mutua esclusione
    - Al più un processo può eseguire la propria sezione critica
- Protocolli per arbitrare l'accesso alla sezione critica
  - Eseguiti prima e dopo la sezione critica
  - Partecipano solo i processi che intendono eseguire la sezione critica
  - La decisione deve essere presa in un tempo finito



Tentativo 1 (per 2 processi)

- Variabili condivise:
  - **int** turn; /* init 0 */
  - **int** num_proc**;**
- Variabili per processo Pi:
  - **int** myturn = i

```
while(turn != myturn)/* noop */;
```

Critical section

```
turn = (myturn+1)%num_proc
```

Processo P0

```
while(turn != myturn)/* noop */;
```

Critical section

```
turn = (myturn+1)%num_proc
```

```
while(turn != myturn)/* noop */;
```

Processo P1

Progresso
Il processo P0 deve attendere che P1 acceda alla sezione critica prima di potervi accedere nuovamente

Tentativo 2 (per 2 processi)

- Variabili condivise:
  - **int** flags[2]; /* init false */
- Variabili per processo Pi:
  - **nessuna**

```
while(flags[! i]) )/* noop */;
flag[i] = true
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

Processo P0

```
while(flags[! i]) )/* noop */;
flag[i] = true
```

Critical section

Processo P1

```
while(flags[! i]) )/* noop */;
flag[i] = true
```

Critical section

Correttezza

La verifica che P1 non sia in sezione critica non può garantire che P1 entrerà successivamente in sezione critica in quanto flag[0] viene impostato dopo tale controllo

Tentativo 3 (per 2 processi)

- Variabili condivise:
  - **int** flags[2]; /* init false */
- Variabili per processo Pi:
  - **nessuna**

```
flag[i] = true
while(flags[! i]) )/* noop */;
```

Critical section

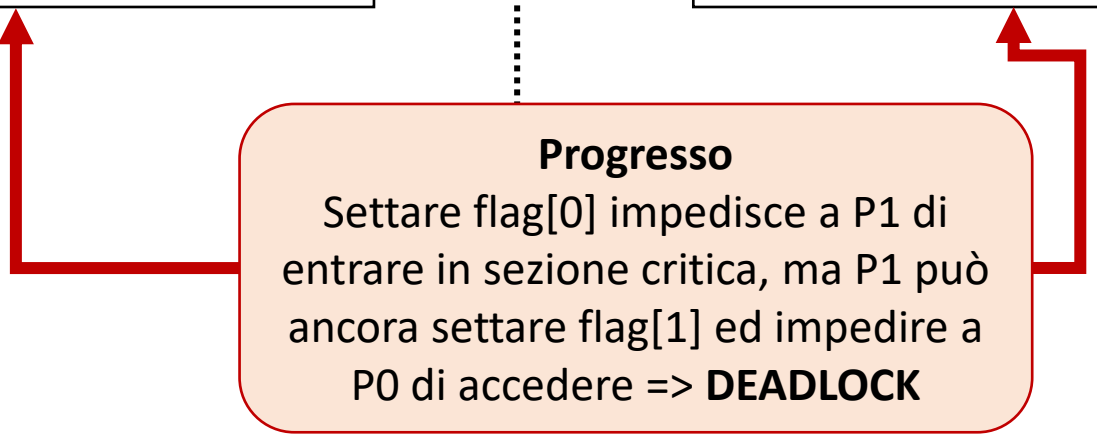
```
flag[i] = false
```

Processo P0

```
flag[i] = true
while(flags[! i]) )/* noop */;
```

Processo P1

```
flag[i] = true
while(flags[! i]) )/* noop */;
```



Tentativo 4 (per 2 processi)

- Variabili condivise:
  - **int** flags[2]; /* init false */
- Variabili per processo Pi:
  - **nessuna**

```
flag[i] = true
while(flags[! i]) ){
  flag[i] = false;
  randomDelay();
  flag[i] = true;
}
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

Processo P0

```
flag[i] = true
flags[! i] == true // while cond.
flags[i] = false
// ..
// ..
flags[i] = true

flags[! i] == true // while cond.
```

Progresso
Scenario simile al tentativo 3, ma più improbabile. Inoltre, i processi hanno la potenziale opportunità di procedere, ma sono «sfortunati» => **LIVELOCK**

Processo P1

```
flag[i] = true
flags[! i] == true // while cond.
flags[i] = false
// ..

flags[i] = true

flags[! i] == true // while cond.
```

Tentativo 5 (per 2 processi)

- Variabili condivise:
  - **int** flags[2]; /* init false */
- Variabili per processo Pi:
  - **nessuna**

Progresso
La decisione è presa deterministicamente in tempo finito a scapito di P0

Processo P0

```
flag[i] = true
flags[! i] == true // 1st while cond.
flags[i] = false
while(flags[! i]); // 2nd while



flags[i] = true
flags[! i] == true // 1st while cond.
flags[i] = false
```

```
flag[i] = true
while(flags[! i]) ){
  if(i == 0){
    flag[i] = false;
    while(flags[! i]) );
    flag[i] = true;
  }
}
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

Processo P1

```
flag[i] = true
while(flags[! i] == true) // 1st while
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

```
flag[i] = true
while(flags[! i] == true) // 1st while
```

Tentativo 6 (per 2 proc.) aka Peterson's algorithm

- Variabili condivise:
  - **int** flags[2]; /* init false */
  - **int** turn;
- Variabili per processo Pi:
  - **nessuna**

Processo P0

```
flag[i] = true

turn = !i // 1
while(flags[! i] && turn != i);
```

Critical section

```
flag[i] = true
turn = ! i;
while(flags[! i] && turn != i);
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

Processo P1

```
flag[i] = true
turn = !i // 0

while(flags[! i] && turn != i);
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

```
flag[i] = true
turn = !i // 0
while(flags[! i] && turn != i);
```

Tentativo 6 (per 2 proc.) aka Peterson's algorithm

- Variabili condivise:
  - **int** flags[2]; /* init false */
  - **int** turn;
- Variabili per processo Pi:
  - **nessuna**

```
flag[i] = true
turn = ! i;
while(flags[! i] && turn != i);
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

Processo P0

```
flag[i] = true
```

Critical section

Processo P1

```
flag[i] = true
turn = !i // 0

while(flags[! i] && turn != i);
```

Critical section

```
flag[i] = false
```

```
flag[i] = true
turn = !i // 0
while(flags[! i] && turn != i);
```

Bakery algorithm [Lamport1974]

- Variabili condivise:
  - **boolean** choosing[N];
  - **int** number[N];
- Variabili per processo Pi:
  - **nessuna**

```
choosing[i] = true
number[i] = max(number[])+1;
choosing[i] = false
for(j = 0 to n-1){
  while(choosing[j]);
  while number[j] != 0 and
      (number[j],j) < (number[i],i);
}
```

Critical section

```
tickets[i] = 0
```

- I processi acquisiscono un numero
- I processi accedono alla sezione critica in accordo al numero assegnatogli
- Processi non interessati alla sezione critica non vengono considerati
- L'acquisizione è non atomica
  - Più processi possono ottenere il medesimo numero
    - A parità di numero, accede alla sezione critica il processo con identificativo minore
  - Tempo di acquisizione non istantaneo
    - Prima di entrare in sezione critica si attende che un processo completi l'operazione di acquisizione di un ticket

Approcci hardware

- Le soluzioni proposte utilizzano solo operazioni di scrittura e lettura
- L'architettura può disporre di alcune operazioni per attuare operazioni più complesse su una data cella di memoria

```
val Read-Modify-Write(val *ptr, val(*op)(val) ){
      val = *prt;
      new_val = op(val);
      *ptr = new_val;
      return val;
}
```

- Istruzioni RMW possono essere eseguite atomicamente
  - disabilitando le interruzioni (su architetture monoprocessore)
  - supporto hardware all'atomicità (tipicamente offerto in architetture multiprocessore)

Istruzioni Read-Modify-Write

Esempi su x86:

- BTS

```
val bit-test-and-set(int *ptr, int pos){
        atomic{
                int val = *prt;
                int new_val = val | (1 << pos);
                *ptr = new_val;
                return (val & (1<<pos)) != 0;
        }
}
```

- XCGH

```
val exchange(int *ptr, int val){
        atomic{
                int res = *prt;
                *ptr = val;
                return res;
        }
}
```

Istruzioni Read-Modify-Write

Esempi su x86:

- XADD

```
val fetch_and_add(int *ptr, int val){
        atomic{
                int res = *prt;
                int new_val = res + val;
                *ptr = new_val;
                return res;
        }
}
```

- CMPXCHG

```
val compare_and_swap(int *ptr, int old_val, int new_val){
        atomic{
                int res = *prt;
                if(res == old_val) *prt = new_val;
                return res;
        }
}
```

Test-and-set lock

- Test-and-set lock è la forma più semplice di lock
- Thread che vogliono accedere alla sezione critica tentano di settare una variabile con una RMW

```
int lock = 0;
void acquire(int *lock){
  while(XCHG(lock, 1));
}
```

```
void release(int *lock){
  *lock = 0;
}
```

Mini-benchmark

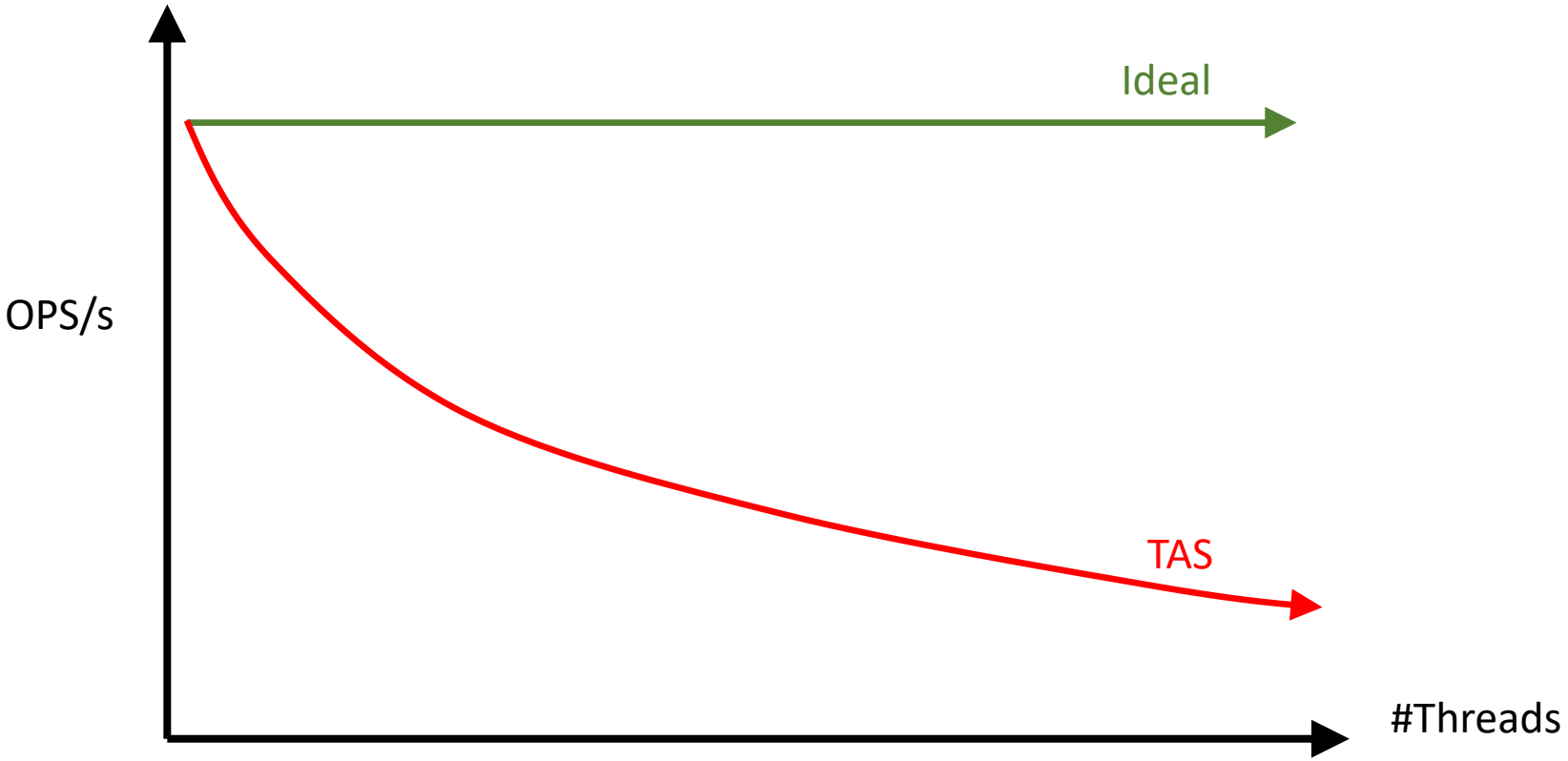
- Un array di interi
- Ogni thread inverte un array

- L'operazione è eseguita all'interno di una sezione critica

```
while(!stop){
   acquire(&lock);
   reverse_array();
   release(&lock);
}
```

- Metrica di performance:
  - Throughput = #Flips per second

Risultato



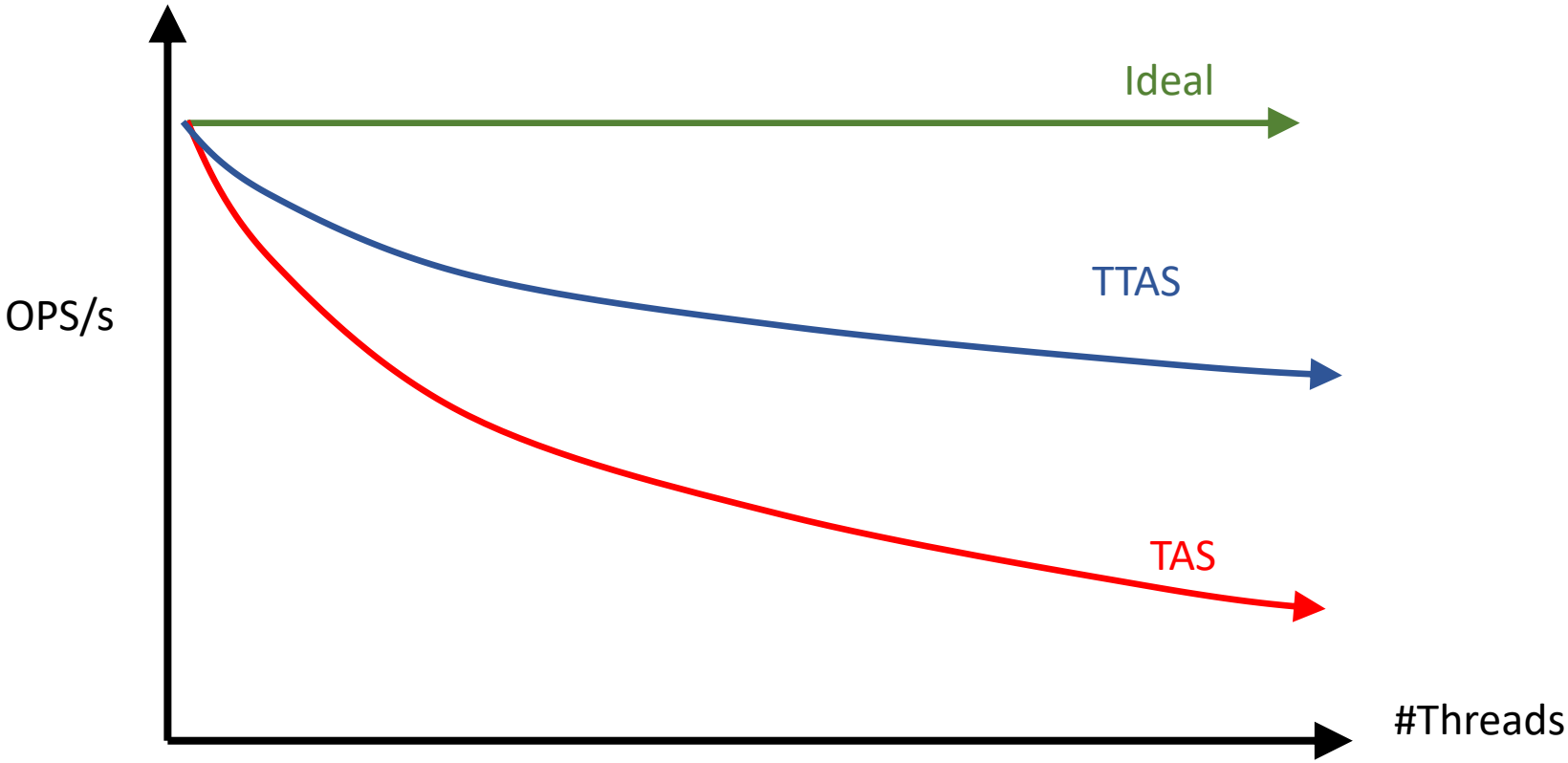
Test-and-Test-and-set lock

- Come test-and-set, ma i processi aspettano facendo solo operazioni di lettura
- Istruzioni RMW sono utilizzate solo quando il lock è rilasciato

```
int lock = 0;
void acquire(int *lock){
  while(XCHG(lock, 1))
    while(*lock);
}
```

```
void release(int *lock){
  *lock = 0;
}
```

Risultato



POSIX spin lock

- **pthread_spinlock_t**
- **pthread_spin_lock_init(**
  pthread_spinlock_t *lock, **int** pshared)
  - PTHREAD_PROCESS_PRIVATE
  - PTHREAD_PROCESS_SHARED
- **pthread_spin_lock(pthread_spinlock_t** *lock)
- **pthread_spin_trylock(pthread_spinlock_t** *lock)
- **pthread_spin_unlock(pthread_spinlock_t** *lock)

POSIX MUTEX (MUTual EXclusion)

- Gli spin locks sprecano colpi di clock per implementare attese attive
- In scenari di oversubscribing (#threads> #cores) può esser conveniente togliere i thread dalla ready-to-run queue
- Serve support da Sistema operativo
  - In Linux basati sulla syscall FUTEX

- `pthread_mutex_t mutex;`
- `int pthread_mutex_init(pthread_mutex_t *mutex, const pthread_mutexattr_t *attr)`
- `pthread_mutex_lock(pthread_mutex_t *mutex)`
- `pthread_mutex_trylock(pthread_mutex_t *mutex)`
- `pthread_mutex_unlock(pthread_mutex_t *mutex)`

Semafori

- Struttura dati a cui è associato:
  - Un intero **S** positivo
  - Operazione di **wait**
  - Operazione di **signal**
- Wait:
  - Tenta il decremento di una unità di S
  - Se S == 0 prima del decremento, il thread rimane in attesa
- Signal:
  - Incrementa S di una unità
  - Se un qualche thread è in attesa, questo viene sbloccato
- I Mutex possono essere visti come semafori binari
  - 1 semaforo libero
  - 0 semaforo occupato

POSIX semaphore

- **sem_t**
- **int** sem_init(**sem_t** *sem, **int** pshared, **unsigned** value);
- **int** sem_destroy(sem_t *);
- **int** sem_wait(**sem_t** *sem);
- **int** sem_trywait(**sem_t** *sem);
- **int** sem_timedwait(**sem_t** *restrict, **const struct timespec** *restrict);
- **int** sem_post(**sem_t** *sem);
- **int** sem_getvalue(**sem_t** *restrict, **int** *restrict);