

# **Sistemi Operativi**

Esercizi Svolti di Sistemi Operativi

*Anno Accademico: 2024/25*

*Giacomo Sturm*

*Dipartimento di Ingegneria Civile, Informatica e delle Tecnologie Aeronautiche  
Università degli Studi "Roma Tre"*

Sorgente del file LaTeX disponibile al seguente link:

<https://github.com/00Darxk/Sistemi-Operativi>

## Indice

<b>1</b>	<b>Esercizi sulla Traduzione di Indirizzi</b>	<b>1</b>
<b>2</b>	<b>Esercitazione del 29 Ottobre: Programmazione Multiprocesso</b>	<b>2</b>
2.1	Esercizio 1 . . . . .	2
2.2	Esercizio 2 . . . . .	2
2.3	Esercizio 3 . . . . .	2
2.4	Esercizio 5 . . . . .	2
2.5	Esercizio 6 . . . . .	2
2.6	Esercizio 7 . . . . .	2
<b>3</b>	<b>Esercitazione del 19 Novembre: Gestione della Memoria</b>	<b>3</b>
3.1	Esercizio 1 . . . . .	3
3.2	Esercizio 2 . . . . .	3
3.3	Esercizio 3 . . . . .	3
3.4	Esercizio 4: Implementazione di <code>my_alloc()</code> e <code>my_free()</code> . . . . .	3
<b>4</b>	<b>Esercizi su Programmazione Concorrente</b>	<b>9</b>
4.1	Modello Consumatori e Produttori . . . . .	9
4.2	Esercitazione del 3 Dicembre . . . . .	11

## 1 Esercizi sulla Traduzione di Indirizzi

Dato un sistema con uno spazio fisico di 32K ed uno spazio degli indirizzi di 16K e pagine di dimensione 4K. Con PTE eventi il bit più significativo, il più a sinistra, è il bit di validità, se è 1 la traduzione è valida, altrimenti se è 0 non è valida:

- 0: 0x8000000c;
- 1: 0x00000000;
- 2: 0x00000000;
- 3: 0x80000006.

Determinare l'indirizzo fisico dei seguenti indirizzi virtuali oppure specificare se sono invalidi:

- 0x00003229 (12841);
- 0x00001369 (4969);
- 0x00001e80 (7808);
- 0x00002556 (9558);
- 0x00003a1e (14878).

Per semplificare la procedura per determinare il valore dei bit più significativi, si vuole sapere in quale pagina è presente l'indirizzo, quindi è sufficiente determinare il quoziente tra l'indirizzo virtuale e la dimensione della pagina:

$$\text{VPN} : \left\lfloor \frac{12841}{4096} \right\rfloor = 3$$

L'offset si calcola come la posizione nella pagina di questo indirizzo calcolata come:

$$\text{Offset} : 12831 - 3 * 4096 = 553$$

Il PFN corrispondente è 80000006, è valido avendo il bit più significativo pari ad uno, ed ha un indirizzo fisico 6. Per cui l'indirizzo fisico corrispondente è:

$$6 * 4096 + 553 = 25129 \quad (1.0.1)$$

Il secondo indirizzo 4969 si riferisce al secondo PFN, dato che  $\lfloor 4969/4096 \rfloor = 1$ . Ma questa pagina ha il bit più significativo pari a zero, quindi la traduzione non è valida. Allo stesso modo per l'indirizzo 7808. L'indirizzo 9558 si riferisce alla seconda terza pagina, anch'essa si riferisce ad un indirizzo fisico con il bit più significativo pari a zero, quindi neanche questa traduzione è valida.

L'ultimo indirizzo appartiene alla quarta VPN:

$$\text{VPN} : \left\lfloor \frac{14878}{4096} \right\rfloor = 3$$

$$14878 - 4096 * 3 = 2590$$

$$6 * 4096 + 2590 = 27166.0.1$$

## **2 Esercitazione del 29 Ottobre: Programmazione Multiprocesso**

**2.1 Esercizio 1**

**2.2 Esercizio 2**

**2.3 Esercizio 3**

**2.4 Esercizio 5**

**2.5 Esercizio 6**

**2.6 Esercizio 7**

## 3 Esercitazione del 19 Novembre: Gestione della Memoria

### 3.1 Esercizio 1

### 3.2 Esercizio 2

### 3.3 Esercizio 3

### 3.4 Esercizio 4: Implementazione di `my_alloc()` e `my_free()`

In questo esercizio bisogna implementare il comportamento delle funzioni `malloc()` e `free()`, senza utilizzare queste due funzioni. Bisogna creare due funzioni una che dato un intero che indica il numero di byte da allocare, restituisce un puntatore di tipo `void*` all'inizio della zona di memoria di dimensione passata. Ed un'altra funzione che prende un puntatore di tipo `void*` ad una zona di memoria allocata e la libera.

Quindi l'argomento della funzione `my_alloc()` è il numero di byte della zona di memoria, di tipo `size_t`, e restituisce un puntatore generico poiché non conosce il tipo di dati che sarà contenuto in questa zona di memoria. La funzione `my_free()` dovrebbe prendere un puntatore ad un'area di memoria generica e restituisce un valore che indica se questa operazione è andata a buon fine o meno.

Per implementare queste due funzioni si possono utilizzare una singola volta le funzioni `mmap()` e `munmap()`, durante l'esecuzione del programma. La prima funzione può essere utilizzata in due modi diversi, simulando il comportamento della `malloc`, poiché prende un numero di argomenti maggiore, permettendo comportamenti dati di default dalla `malloc`. Si possono definire i permessi dell'area di memoria da allocare, se è di sola lettura o scrittura, specificare se alcuni byte di quest'area possono essere eseguiti o indicare se questa zona può essere condivisa. È una funzione di più basso livello, con più casi d'uso rispetto alla `malloc`, e si utilizza invece della `malloc` quando sono necessarie esigenze particolari. Un altro caso permette di creare una mappa con nome, un riferimento in memoria rispetto ad una file che si trova nel filesystem. Permette di semplificare il processo di interazione con un file nel filesystem, riservando un'area di memoria di dimensione pari a quella di questo file, con un certo offset opzionale. Si accede a questo file con la notazione array sulla zona di memoria che mappa il file.

Se c'è una connessione diretta tra questa zona di memoria ed il file su disco, in base alle opzioni della funzione, è possibile modificare anche il file su disco. Questo tuttavia ha un costo sull'utilizzo della memoria, che potrebbe impedire il suo utilizzo, in caso la memoria virtuale necessaria è minore del file che si vuole mappare. Inoltre in base al file si potrebbe voler modificare o leggere una piccola porzione del file, quindi invece di effettuare una mappatura completa, è conveniente accedere normalmente al file senza trasferirlo in memoria. Si potrebbe creare mappe anonime, che non hanno un file corrispettivo nel filesystem, questo corrisponde all'esecuzione di una `malloc()`, poiché non ha di default un file. La `munmap()` è la controparte di questa funzione, permette di liberare un'area di memoria allocata utilizzando la funzione `mmap()`.

Accedendo alle pagine di manuale corrispondenti tramite il comando:

```
corso@sistemi-operativi:~$ man map
```

Queste funzioni sono incluse nell'header `sys/mman.h`. Il primo argomento della funzione è l'indirizzo di memoria che si vorrebbe avere come l'indirizzo di partenza della memoria allocata. Questa è un'opzione molto sofisticata, non necessaria per applicazioni così semplici, quindi si può inserire il valore `NULL` per specificare che l'indirizzo di partenza della memoria non è rilevante, quindi è il kernel a scegliere automaticamente l'indirizzo, in modo che sia allineato con una pagina, ovvero ha un offset nullo per una pagina di memoria. Questo rappresenta solo un suggerimento, la funzione potrebbe non accettarlo e quindi dovrebbe sceglierlo il kernel nel modo precedentemente descritto.

Un altro parametro di tipo `site_t` specifica il numero di byte di questa zona di memoria da allocare. Altri due parametri chiamati `prot` e `flags` di tipo intero specificano opzioni di accesso e flag aggiuntive per l'operazione. Un altro parametro `fd`, chiamato come un file descriptor, sempre di tipo intero, rappresenta il file che si vuole inserire in questa zona di memoria. Infine si può inserire un offset, per portare in memoria solamente una porzione del file, di tipo `off_t`.

Per i parametri `prot` si possono utilizzare diverse opzioni per specificare che le pagine possono essere eseguite, lette, scritte, oppure non sono accessibili:

- `PROT_EXEC`: Permette la sua esecuzione;
- `PROT_READ`: Permette l'accesso in lettura;
- `PROT_WRITE`: Permette l'accesso in scrittura;
- `PROT_NONE`: Non permette nessuna della precedenti.

Queste operazioni possono essere messe in or per utilizzare più opzioni contemporaneamente. Per il parametro `flags` sono possibili molte opzioni, le più interessanti per questo caso sono le opzioni per condividere la mappa ad altri processi, oppure per renderla privata ad un singolo processo:

- `MAP_PUBLIC`: La mappatura è accessibile da altri processi;
- `MAP_PRIVATE`: La mappatura non è accessibile ad altri processi;
- `MAP_ANONYMOUS`: La mappatura non richiede un file.

Se si utilizza le opzioni `prot` per scrivere e leggere, e si indica con il parametro `flags` che si tratta di una mappa privata, il comportamento di questa funzione è analogo al comportamento di una `malloc()`. Si utilizza un'ulteriore flag per indicare che si vuole creare una mappa anonima, senza specificare il file descriptor per il file su cui si vuole operare. Con questa flag il parametro `fd` viene ignorato, e convenzionalmente viene inserito il valore `-1`. Queste funzioni appartengono allo standard POSIX, su molti sistemi operativi basati sul kernel Linux, e sono in accordo rispetto a delle interfacce e prototipi di funzioni, che possono avere implementazioni anche molto differenti l'una con l'altra. Quindi in alcune implementazioni, è richiesto che `fd` sia uguale a `-1`. Dato che l'offset non viene utilizzato si pone pari a zero. La chiamata alla funzione `mmap()` è quindi:

```
memory_pool = (Block*) mmap(NULL, MEMORY_POOL_SIZE,  
PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_ANONYMOUS | MAP_PRIVATE, -1, 0);
```

Per la `munmap()` si hanno due argomenti, l'indirizzo di base della mappa che si vuole rimuovere, e come secondo argomento si prende la dimensione della zona di memoria da liberare. La funzione `free()` non ha bisogno di questo parametro, ma identifica automaticamente la dimensione della zona di memoria. Non appare a questo livello l'informazione necessaria per liberare l'area di memoria. Ciò avviene poiché alla chiamata di una `malloc()`, poco prima dell'indirizzo restituito inserisce dei metadati relativi alla memoria che ha allocato, come la sua dimensione in byte. Questa dimensione viene letta ad un'eventuale `free()` ed è quindi in grado di liberare esattamente la memoria precedentemente allocata.

Per utilizzare una singola volta nell'intero programma queste due funzioni, un possibile approccio consiste nel realizzare una prima chiamata alla `mmap()` generando una grande area di memoria, utilizzabile poi nel resto del programma. Inserendo direttamente la `mmap()` dentro la `my_alloc()` comporterebbe multiple chiamate alla `mmap()`, ogni volta che viene effettuata una nuova allocazione. Questo essenzialmente aggira il problema, come se fosse inserita una `malloc()` all'interno della funzione `my_alloc()`.

Si utilizza una funzione per allocare questa zona di memoria. Su questa zona per allocare una porzione di memoria, in modo che la `my_free()` sia in grado di liberarla, bisogna implementare un meccanismo analogo alla `free()`, inserendo un header per salvare metadati relativi alla memoria richiesta. Si realizza una struttura dati di tipo `block` contenente la dimensione del blocco di memoria che segue il metadato, una variabile che indica se il blocco è libero ed il suo successivo blocco di memoria:

```
typedef struct Block{
    size_t size;           // dimensione blocco
    int free;              // blocco libero (1) o occupato (0)
    struct Block* next;    // blocco successivo
}Block;
```

Inizialmente questa zona di memoria rappresenta un intero blocco, contenente nei primi 16 byte un puntatore al relativo `block` contenente i metadati. Quando si effettua una chiamata alla `my_alloc()` di dimensione minore della memoria allocata, ma abbastanza grande da impedire la creazione di un altro blocco di memoria, poiché sono richiesti almeno 16 byte per memorizzare solamente i metadati in `block*`. L'indirizzo restituito dalla `my_alloc()` è la posizione iniziale sommata ai 16 byte dei metadati. La funzione `my_free()` prende un indirizzo base, torna indietro di 16 byte, e legge il blocco dei metadati, impostando ad uno il parametro `free` della struttura, in modo che sia di nuovo utilizzabile.

Se si effettua un'allocazione di dimensione più piccola, allora è possibile realizzare un nuovo blocco di questa memoria creando un nuovo `block`, contenuto subito la zona più piccola allocata. In questo modo si divide il blocco iniziale in due, dove il primo avrà come metadato `size` la dimensione attuale e come parametro `next` l'indirizzo del successivo blocco. Questo blocco successivo avrà come metadato `size` la dimensione rimanente della memoria allocata libera. Ma quando viene liberato il primo blocco di memoria, saranno presenti due blocchi di memoria entrambi liberi, che dividono lo spazio totale. Questo può impedire allocazioni più grandi della dimensione di questi blocchi, nonostante complessivamente lo spazio totale possa contenerle.

Questo rappresenta il memoria della frammentazione interna, per risolverlo al completamento di una `my_free()` bisogna provare ad effettuare un unione tra blocchi liberi adiacenti, controllando dal blocco successivo nel parametro `next` dei metadati, se anch'esso è libero. Continuando nei blocchi successivi fino a quando non si incontra un blocco occupato.

Nonostante questo è possibile una frammentazione dove due blocchi di memoria libera sono divisi da un blocco occupato.

Bisogna effettuare un'operazione di deframmentazione spostando i blocchi nella zona, ma in questo scenario non è possibile effettuarlo poiché non si sta programmando a livello del kernel, quindi l'effetto sarà non trasparente al livello del programmatore. Dopo aver spostato un blocco ed unito i due liberi, l'indirizzo di memoria del blocco occupato cambia, e non sarà più possibile accedervi tramite l'indirizzo fornito dalla precedente chiamata alla `my_alloc()`. All'interno del sistema operativo sarebbe sufficiente modificare le istanze della page table per rendere questo cambiamento invisibile al programmatore, mantenendo la funzionalità dell'indirizzo fornito dalla `my_alloc()`.

All'inizio del programma si definiscono due macro, una per la dimensione della memoria, e la seguente per la dimensione minima di un blocco:

```
#define MEMORY_POOL_SIZE (1024* 1024* 1024)
#define MIN_BLOCK_SIZE sizeof(Block)
```

Si inizializzano due variabili puntatore a blocco per lo spazio di memoria e per la lista dei blocchi liberi:

```
static Block* memory_pool = NULL;
static Block* free_list = NULL;
```

La prima funzione inizializza lo spazio di memoria, chiamando un'unica volta nell'intero programma la funzione `mmap()`, controllando se ha fallito l'esecuzione ed inizializzando i valori dei metadati che si sta creando.

```
void init_memory_pool(){
    if(memory_pool == NULL){
        memory_pool = (Block*) mmap(NULL, MEMORY_POOL_SIZE,
        PROT_READ | PROT_WRITE, MAP_ANONYMOUS | MAP_PRIVATE, -1, 0);
        if(memory_pool == MAP_FAILED){
            perror("mmap");
            exit(1);
        }

        memory_pool->size = MEMORY_POOL_SIZE - sizeof(Block);
        memory_pool->free = 1;
        memory_pool->next = NULL;
        free_list = memory_pool;
    }
}
```



Si definisce in seguito l'operazione per suddividere dei blocchi, dato un riferimento ad un blocco `block` e la dimensione della memoria occupata nel blocco `size`, inserendo in coda il nuovo blocco. Il puntatore di base del nuovo blocco si ottiene dall'indirizzo del blocco, sommando la dimensione della memoria da occupare passata come parametro `size` e la dimensione del blocco. La dimensione di questo nuovo blocco è la dimensione rimasta, dopo aver rimosso dalla dimensione corrente del blocco la dimensione dei dati che si sta inserendo `size` e la dimensione del blocco. Lo stato di questo nuovo blocco è libero ed ha come successivo, il blocco successivo del corrente. Si aggiornano in fine i metadati del blocco passato, inserendo come successivo questo nuovo blocco.

```
void split_block(Block* block, size_t size){
    Block* new_block = (Block*)((char*)block + sizeof(Block) + size);
    new_block->size = block->size - sizeof(Block) - size;
    new_block->free = 1;
    new_block->next = block->next;

    block->size = size;
    block->free = 0;
    block->next = new_block;
}
```

Un'ulteriore funzione stampa il layout della memoria in un dato momento, ogni volta che viene chiamata un'allocazione o de-allocazione.

Segue la definizione della `my_alloc()`, rifiuta richieste di allocazioni dove la dimensione passata è minore o uguale a zero, poiché si tratta di una richiesta sbagliata. In seguito chiama `init_memory_pool()`, per creare se non è mai stata creata la zona di memoria. In seguito scorre la `free_list` cercando un blocco libero, di dimensione maggiore della richiesta. Se viene trovato, si controlla se è possibile frammentarlo, ed in caso viene chiamata la `split_blocks()`, altrimenti semplicemente si assegna il blocco corrente come occupato. In seguito viene restituito l'indirizzo di partenza della memoria allocata, aggiungendo la dimensione del blocco all'indirizzo del blocco corrente. Se non viene individuato alcun blocco viene restituito `NULL`, poiché si è esaurita la memoria di dimensione maggiore della dimensione specificata.

```
void* my_alloc(size_t size){
    if(size <= 0)
        return NULL;
    init_memory_pool();

    Block* current = free_list;
    while(current != NULL){
        if(current->free && current->size >= size){
            if(current->size > size + MIN_BLOCK_SIZE)
                split_block(current, size);
            else
                current->free = 0;
            printf("Memoria allocata, nuovo layout:\n");
        }
    }
}
```

```
        print_blocks(free_list);
        return (void*)((char*)current + sizeof(Block));
    }
    current = current->next;
}
return NULL;
}
```

In seguito si definisce la funzione per unire tra loro due blocchi, quando si trovano due nodi liberi adiacenti, scorrendo la lista.

```
void merge_blocks(Block* block){
    while(block->next != NULL && block->next->free){
        block->size += sizeof(Block) + block->next->size;
        block->next = block->next->next;
    }
}
```

Quest'implementazione permette l'unione di blocchi adiacenti, controllando solamente a destra, se fossero presenti dei blocchi liberi alla sinistra, non verrebbero uniti tra di loro.

Per realizzare la `my_free()` si passa un puntatore, e si ottiene l'indirizzo al blocco corrispondente, sottraendo la dimensione di un blocco. Si aggiornano i suoi metadati e si tenta di unire blocchi liberi, chiamando la `merge_blocks()` sul blocco corrente:

```
void my_free(void* ptr){
    if(ptr == NULL)
        return NULL;

    Block* block = (Block*)((char*)ptr - sizeof(Block));
    block->free = 1;
    merge_blocks(block);
    printf("Memoria de-allocata, nuovo layout:\n");
    print_blocks(free_list);
}
```

Si definisce infine la funzione per liberare la memoria al termine del programma:

```
void cleanup_memory_pool(){
    if(memory_pool != NULL){
        if(munmap(memory_pool, MEMORY_POOL_SIZE) == -1)
            perror("munmap");
        memory_pool = NULL;
        free_list = NULL;
    }
}
```

## 4 Esercizi su Programmazione Concorrente

Se un problema è parallelizzabile, dove è presente un'architettura multicore o multiprocessore, allora è possibile rendere più veloce l'esecuzione del programma.

Per in-strumentare ed ottenere parametri dell'esecuzione si può utilizzare la funzione `gettimeofday()`, più precisa rispetto alla funzione `time()`, che restituisce il valore in una variabile di tipo `time_val`. Restituisce il time stamp della chiamata ed una porzione relativa ai microsecondi.

Si considera un programma in grado di effettuare la moltiplicazione tra due matrici riempite di interi casuali. Per svolgere questo programma sfruttando la programmazione concorrente, si utilizzano un certo numero di thread assegnati ad un certo numero di righe della matrice. Ci si aspetta che il tempo di esecuzione di questo programma sia velocizzato di un fattore pari al numero di thread, ma essendo presenti molti overhead in questo programma, ed in generale nell'esecuzione di un qualsiasi programma parallelizzabile, non è possibile raggiungere questo incremento ideale.

Essendo eseguito all'interno di un container docker, il risultato di questa esecuzione dipende dalla configurazione

Nella Home directory è presente un file chiamato `.wslconfig` che specifica le risorse da assegnare, contiene un nome che indica la configurazione tra parentesi quadre, e due parametri `memory` e `processors`, questi se sono commentati indicano il valore di default. Se non è presente è possibile crearlo con il nome della configurazione `[wsl2]`. In versioni successive di docker è possibile modificare questi valori con un'interfaccia grafica tra le impostazioni di docker. Per aggiornare questi valori bisogna terminare il container ed eseguire il comando `wsl --shutdown` per riavviare l'engine wsl con le relative configurazioni. Il tempo di esecuzione diminuendo il numero di core disponibili è migliore rispetto al programma non parallelizzato, ma decisamente peggiore rispetto alla configurazione con più core. Se si modifica il codice del programma per rendere il numero di thread pari al numero di core disponibili allora è possibile aumentare leggermente il tempo di esecuzione.

In applicazioni di cloud computing, dove sono presenti un numero molto elevato di core, generalmente le macchine virtuali disponibili utilizzano un numero di core maggiore di una divisione equa, poiché è improbabile che tutte le macchine virtuali utilizzino allo stesso tempo tutti i core presenti. Questo meccanismo di oversharing permette di aumentare le prestazioni

### 4.1 Modello Consumatori e Produttori

Un'architettura software è generalmente costituita da un agente produttore che realizza un certo tipo di informazione ed un consumatore che utilizza quest'informazione. Condividono una qualche struttura dati per condividere quest'informazione, accessibile ad entrambi gli agenti. Questo rappresenta un problema di sincronizzazione tra i due agenti.

Una pila di 10 elementi interi è condivisa tra due thread: un produttore ed un consumatore

1. Il produttore deve essere implementato secondo la seguente logica. In un ciclo infinito:
  - Deve attendere una quantità di tempo casuale inferiore al secondo;
  - Una volta scaduta l'attesa, se la pila è piena, deve attendere che qualche elemento venga rimosso dal consumatore;

- Quando si libera dello spazio nello stack, deve inserire un numero casuale di elementi (senza andare in overflow).

2. Il consumatore deve essere implementato secondo la seguente logica. In un ciclo infinito:

Deve attendere una quantità di tempo casuale inferiore al secondo. Una volta scaduta l'attesa, se lo stack è vuoto, deve attendere che qualche elemento venga inserito dal produttore. Quando lo stack non è vuoto, deve leggere un numero casuale di elementi, inferiore o uguale al numero di elementi presenti nello stack. Suggerimenti:

- Lo stack può essere implementato con un array di interi, un contatore di elementi già inseriti, e con due funzioni: `push()` e `pop()`.
- Alcune funzioni utili: `random()` e `usleep()`;

Si realizza una struttura dato chiamata **stack** che rappresenta la pila, contenente un array di interi, un intero che indica la dimensione complessiva, ed un ulteriore intero che specifica il numero di posizioni occupate nella pila.

A differenza della funzione `malloc()`, la funzione `calloc()` inizializza tutti i valori della zona di memoria allocata a zero. Si realizza una variabile globale pila, poiché è l'unica struttura dati utilizzata nel problema. Le funzioni di `pop` e `push` incluse sono semplificate, si utilizza il valore -1 di default per indicare che l'operazione di `pop` è stata eseguita su di una pila vuota, anche se questa dovrebbe poter gestire interi negativi.

Per poter gestire questi due agenti, bisogna creare due thread, assegnati a due funzioni diverse, una consumatore ed un'altra produttore. Per cui queste due funzioni devono restituire una variabile di tipo puntatore a void, ed accettare un argomento di tipo puntatore a void. Si potrebbe realizzare anche con una fork, ma lo spazio di memoria non sarebbe condiviso e quindi il problema sarebbe più difficile, poiché ogni inserimento o rimozione deve essere effettuato su una terza zona di memoria condivisa oppure su di un file. La programmazione multi-processo è quindi tendenzialmente più difficile di una programmazione multithread, poiché sono necessarie più funzioni del sistema operativo per realizzare le stesse operazioni.

Il produttore itera su un ciclo infinito ed aspetta un intervallo di tempo casuale, fornito da `usleep()` passando come argomento un intero casuale fino a  $10^6$ , poiché l'unità di misura è in microsecondi. Bisogna effettuare un cast di `1e6`, poiché è di tipo `double` e non è compatibile con l'operatore modulo. Bisogna stabilire quanti elementi da inserire in pila, devono essere in numero inferiore o uguale al numero di posizioni disponibili. Dato questo numero si itera e si inseriscono dei numeri casuali invocando la funzione `push()`. Bisogna inserire un controllo, per verificare se il consumatore deve consumare elementi dalla pila. Per impedire di ripetere continuamente questo ciclo su una pila piena, si attende fino a quando non si libera dello spazio, con un'istruzione condizionale. Il consumatore si implementa analogamente, con un ciclo infinito, che attende per un tempo casuale, e legge nella pila solamente se non è vuota.

Si inseriscono inoltre delle stampe per indicare le operazioni eseguite da questi due agenti.

Si inizializza la pila e si definiscono le due variabili contenenti i thread. Per implementare queste due funzioni come due thread si creano con la funzione `|pthread_create()|`. Non bisogna specificare né il secondo né il quarto parametro di questa funzione, poiché non si sono opzioni da

specificare o il numero di worker. Come primo parametro si inserisce il puntatore al thread, e come terzo la funzione da eseguire.

A questo punto l'esecuzione di questo programma non produce nulla, poiché il thread principale termina prima dell'esecuzione di questi due thread, terminando anche loro. Il thread principale deve attendere la terminazione dei figli, ma questi eseguono un ciclo infinito quindi non finiranno mai, bisogna essere consapevoli di questo, poiché il programma deve essere terminato con la sequenza "Ctrl + C". Si utilizza la funzione `pthread_join()`, specificando come primo parametro il thread di cui bisogna aspettare l'esecuzione ed un parametro nullo. Questi due thread possono accedere alla stessa area di memoria contemporaneamente e quindi bisogna inserire un lock per impedire che tentino di effettuare contemporaneamente operazioni sulla pila.

Per inserire questo lock si utilizzano due funzioni `pthread_mutex_lock()` e `pthread_mutex_unlock()`, passando come argomento la struttura dati che si vuole bloccare.

## 4.2 Esercitazione del 3 Dicembre