ĐẠI HỌC QUỐC GIA THÀNH PHỐ HỒ CHÍ MINH

TRƯỜNG ĐẠI HỌC BÁCH KHOA

KHOA KHOA HỌC VÀ KỸ THUẬT MÁY TÍNH

BÁO CÁO BÀI TẬP LỚN HỆ ĐIỀU HÀNH

Đề tài

Simple Operating System

GVHD: Nguyễn Minh Tâm

STT	Full name	Students ID	Class
1	Dương Khôi Nguyên	2312333	L01
2	Nguyễn Hoàng Minh Phú	2312655	L01
3	Nguyễn Võ Anh Quân	2312847	L01
4	Đoàn Duy Khanh	2311488	L01
5	Nguyễn Thái Hoàng	2311062	L01

Ho Chi Minh City, 12/2025

Table of Contents

1 Scheduler (Bộ lập lịch)

1.1 Trả lời câu hỏi lý thuyết

Câu hỏi: Những ưu điểm của việc sử dụng thuật toán lập lịch được mô tả trong bài tập này (Multi-Level Queue - MLQ) so với các thuật toán lập lịch khác là gì?

Trả lời: Thuật toán Multi-Level Queue (MLQ) mang lại nhiều ưu điểm so với các thuật toán đơn giản như FCFS hay Round Robin thuần túy:

- **Phân loại tiến trình:** MLQ cho phép phân loại các tiến trình dựa trên độ ưu tiên (priority). Các tiến trình quan trọng hoặc cần phản hồi nhanh có thể được đặt vào hàng đợi có độ ưu tiên cao hơn.

- **Đảm bảo độ phản hồi (Responsiveness):** Bằng cách luôn chọn tiến trình từ hàng đợi có độ ưu tiên cao nhất (nếu có), hệ thống đảm bảo các tác vụ quan trọng được xử lý ngay lập tức.

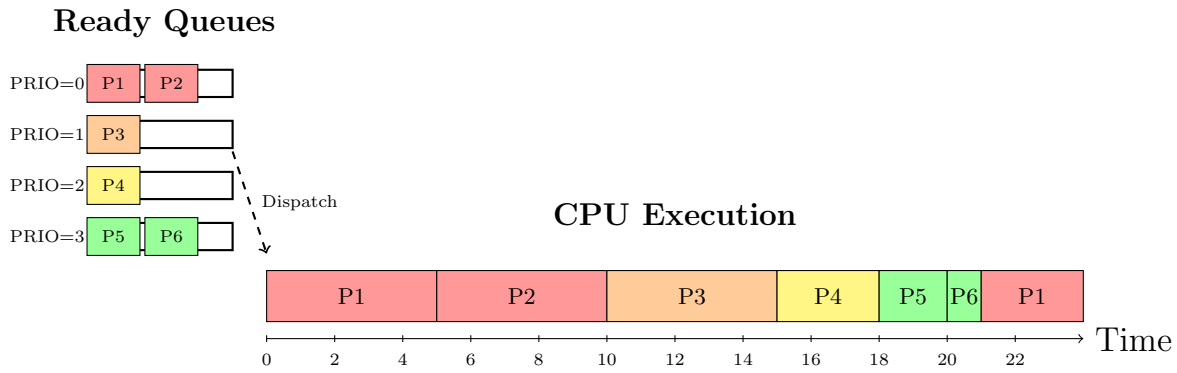
- **Cơ chế Slot (Time Slicing):** Việc cấp phát một số lượng slot (thời gian CPU) nhất định cho mỗi hàng đợi (`MAX_PRIO - prio`) giúp ngăn chặn tình trạng "đói tài nguyên" (starvation) hoàn toàn cho các tiến trình độ ưu tiên thấp, đồng thời vẫn duy trì được sự ưu tiên cho các tiến trình quan trọng.

1.2 Hiện thực (Implementation)

Hệ thống sử dụng mảng `mlq_ready_queue` gồm `MAX_PRIO` (140) hàng đợi. Cơ chế lập lịch chính được hiện thực trong hàm `get_mlq_proc` tại file `sched.c`.

1.2.1 Gantt Diagram - MLQ Scheduling

Sơ đồ Gantt dưới đây minh họa cách MLQ scheduler phân bổ CPU cho các processes với độ ưu tiên khác nhau:



Process	Prio	Slot	Burst	Time Quantum	Execution Pattern
P1	0	140	8 units	5 + 3	Time 0-5, 21-24
P2	0	140	5 units	5	Time 5-10 (completed)
P3	1	139	5 units	5	Time 10-15 (completed)
P4	2	138	3 units	3	Time 15-18 (completed)
P5	3	137	2 units	2	Time 18-20 (completed)
P6	3	137	1 unit	1	Time 20-21 (completed)

Table 1: Chi tiết thực thi các processes trong MLQ Gantt diagram (Time Quantum = 5 units)

Thông tin các processes trong Gantt diagram:

- **Priority:** Giá trị nhỏ hơn = priority cao hơn (PRIO 0 > PRIO 3). MLQ scheduler luôn duyệt từ PRIO 0→139.
- **Slot Allocation:** Công thức $slot[i] = MAX\_PRIO - i = 140 - i$. Quyết định số lần được chọn trong 1 round, KHÔNG ảnh hưởng đến time quantum.
- **Burst Time:** Tổng thời gian CPU cần để hoàn thành process (giả định minh họa).
- **Time Quantum:** Khoảng thời gian (5 units) mỗi lần process được CPU. Nếu burst time < 5, chạy hết remaining time.
- **Execution Pattern:** Thời điểm cụ thể process được thực thi. P1 chạy 2 lần (0-5 và 21-24) do burst=8 > time quantum.

Quan sát:

- **Ready Queues:** Bên trái hiển thị 4 mức độ ưu tiên (PRIO 0-3), mỗi queue chứa các processes tương ứng.
- **CPU Timeline:** Cho thấy thứ tự thực thi - processes với PRIO cao (0) được nhiều CPU time hơn (P1, P2 có time slice dài nhất).
- **Preemption:** Higher priority processes có thể preempt lower priority đang chạy. Scheduler luôn duyệt từ PRIO 0→139.
- **Fairness:** Slot mechanism đảm bảo low-priority processes vẫn được CPU time, tránh starvation hoàn toàn.

1.2.2 Cấu trúc dữ liệu

```
1 static struct queue_t mlq_ready_queue[MAX_PRIO];  // 140 priority
    queues
2 static int slot[MAX_PRIO];                 // Time slots per priority
    level
```

```
static int current_slot[MAX_PRIO];      // Current slot usage tracking
static int current_prio = 0;            // Current serving priority
static pthread_mutex_t queue_lock;      // Mutex for thread-safety
```

Trong đó:

- `mlq_ready_queue[i]`: Hàng đợi chứa các tiến trình có độ ưu tiên `i`.
- `slot[i] = MAX_PRIO - i`: Số time slots được cấp cho mỗi priority level. Priority cao hơn (giá trị nhỏ hơn) được nhiều slots hơn.
- `current_slot[i]`: Đếm số slots đã sử dụng cho priority `i` trong round hiện tại.
- `current_prio`: Priority level đang được phục vụ (chỉ dùng để tracking).

1.2.3 Giải thuật get_mlq_proc

Giải thuật được chia thành 2 phases:

Phase 1: Slot-based Selection

1. **Luôn duyệt từ priority 0 (highest) đến priority 139 (lowest)** để đảm bảo priority preemption.
2. Kiểm tra điều kiện: hàng đợi không rỗng và còn slots available (`current_slot[prio] < slot[prio]`).
3. Nếu thỏa mãn: dequeue process, tăng `current_slot[prio]`, update `current_prio`.
4. Break ngay khi tìm thấy process phù hợp.

Phase 2: Reset & Retry

Nếu Phase 1 không tìm thấy process (tất cả slots đã hết):

1. Reset tất cả `current_slot[]` về 0.
2. Thử lại từ priority 0, lần này bỏ qua điều kiện slot.

3. Chọn process đầu tiên tìm được từ hàng đợi không rỗng.

Synchronization: Sử dụng `pthread_mutex_lock(&queue_lock)` để đảm bảo thread-safety khi nhiều CPUs truy cập queues đồng thời.

```
struct pcb_t * get_mlq_proc(void) {
    struct pcb_t * proc = NULL;
    pthread_mutex_lock(&queue_lock);
    for (int prio = 0; prio < MAX_PRIO; prio++) {
        if (!empty(&mlq_ready_queue[prio]) &&
            current_slot[prio] < slot[prio]) {

            proc = dequeue(&mlq_ready_queue[prio]);
            if (proc != NULL) {
                current_slot[prio]++;
                current_prio = prio;
                break;
            }
        }
    }
    if (proc == NULL) {
        for (int i = 0; i < MAX_PRIO; i++) {
            current_slot[i] = 0;
        }
        for (int prio = 0; prio < MAX_PRIO; prio++) {
            if (!empty(&mlq_ready_queue[prio])) {
                proc = dequeue(&mlq_ready_queue[prio]);
                if (proc != NULL) {
                    current_slot[prio] = 1;
                    current_prio = prio;
                    break;
                }
            }
        }
    }
    if (proc != NULL) {
        enqueue(&running_list, proc);
    }
```

```
34      pthread_mutex_unlock(&queue_lock);
35      return proc;
36  }
```

Đặc điểm thuật toán:

- **Priority preemption:** Mỗi lần chọn process, thuật toán duyệt từ priority 0 (highest) đến priority 139 (lowest), đảm bảo processes có priority cao hơn luôn được xử lý trước.
- **Slot fairness:** Phase 2 được kích hoạt khi tất cả queues có processes đã hết slots, reset bộ đếm và bắt đầu round mới, ngăn starvation cho low-priority processes.
- **Time complexity:** O(MAX_PRIO) = O(140) = O(1) constant time cho mỗi lần get process.
- **Thread-safe:** Sử dụng mutex lock bảo vệ critical section khi truy cập shared queues trong multi-CPU environment.

1.3 Kết quả chạy thử nghiệm

1.3.1 Test Case 1: sched_0 (Priority Preemption)

Mục đích: Kiểm tra cơ chế priority preemption - process có priority cao hơn phải preempt process có priority thấp hơn ngay lập tức.

Input: `sched_0`

- Time 0: Load P1 (PID=1, PRIO=4)
- Time 4: Load P2 (PID=2, PRIO=0)

Output (rút gọn):

```
Time slot   0
        Loaded a process at input/proc/s0, PID: 1 PRIO: 4
Time slot   1
        CPU 0: Dispatched process  1
```

```
Time slot   3
        CPU 0: Put process  1 to run queue
        CPU 0: Dispatched process  1
Time slot   4
        Loaded a process at input/proc/s1, PID: 2 PRIO: 0
Time slot   5
        CPU 0: Put process  1 to run queue
        CPU 0: Dispatched process  2    <-- P2 (PRIO=0) preempts P1 (PRIO=4)
...
Time slot  12
        CPU 0: Processed  2 has finished
        CPU 0: Dispatched process  1    <-- P1 resume after P2 finished
...
Time slot  23
        CPU 0: Processed  1 has finished
```

Phân tích kết quả:

- **Time 0-4:** P1 (PRIO=4) được load và chạy trên CPU 0.
- **Time 4:** P2 (PRIO=0) được load vào hệ thống.
- **Time 5:** P2 được dispatch ngay lập tức, thay thế P1 - đây là behavior của priority preemption.
- **Time 5-12:** P2 chạy liên tục (không bị preempt vì có priority cao nhất) và hoàn thành tại time 12.
- **Time 12-23:** P1 được dispatch lại và chạy cho đến khi hoàn thành.
- **Kết luận:** Cơ chế priority preemption hoạt động đúng - process có priority cao hơn (giá trị nhỏ hơn) sẽ preempt process có priority thấp hơn ngay lập tức.

1.3.2 Test Case 2: sched_1 (MLQ Round-Robin)

Mục đích: Kiểm tra FIFO scheduling trong cùng priority level và MLQ round-robin behavior.

Input: `sched_1`

- Time 0: Load P1 (PID=1, PRIO=4)
- Time 4: Load P2 (PID=2, PRIO=0)
- Time 6: Load P3 (PID=3, PRIO=0)
- Time 7: Load P4 (PID=4, PRIO=0)

Output (rút gọn):

```
Time slot   5
        CPU 0: Dispatched process  2
Time slot   7
        CPU 0: Put process  2 to run queue
        CPU 0: Dispatched process  3
Time slot   9
        CPU 0: Put process  3 to run queue
        CPU 0: Dispatched process  2    <-- Round-robin: P2->P3->P2
Time slot  11
        CPU 0: Put process  2 to run queue
        CPU 0: Dispatched process  4    <-- Continue: P2->P3->P2->P4
Time slot  13
        CPU 0: Put process  4 to run queue
        CPU 0: Dispatched process  3    <-- Pattern: P2->P3->P4->P3
...
Time slot  22
        CPU 0: Processed  2 has finished
Time slot  34
```

```
        CPU 0: Processed  3 has finished
Time slot  35
        CPU 0: Processed  4 has finished
        CPU 0: Dispatched process  1    <-- P1 chỉ chạy sau khi all PRIO=0 finish
```

Phân tích kết quả:

- **Time 0-4:** P1 (PRIO=4) được load và bắt đầu chạy.
- **Time 4-7:** P2, P3, P4 (tất cả PRIO=0) được load vào hệ thống.
- **Time 5:** P2 preempt P1 do có priority cao hơn.
- **Scheduling pattern:** P2→P3→P2→P4→P3→P2→P4→P3... - đây là round-robin giữa các processes cùng priority.
- **FIFO behavior:** Trong cùng priority 0, các processes được dispatch theo thứ tự vào queue (P2 trước P3 trước P4).
- **Time 22-35:** P2, P3, P4 hoàn thành lần lượt.
- **Time 35-46:** P1 mới được CPU sau khi tất cả processes PRIO=0 đã hoàn thành.
- **Kết luận:** MLQ đảm bảo FIFO trong cùng priority level và round-robin scheduling với time slice.

1.3.3 Test Case 3: sched (Multi-CPU)

Mục đích: Kiểm tra MLQ scheduling trên môi trường multi-CPU.
Input: `sched` (2 CPUs)

- Time 0: Load P1 (PID=1, PRIO=1)
- Time 1: Load P2 (PID=2, PRIO=0)
- Time 2: Load P3 (PID=3, PRIO=0)

Output (rút gọn):

```
Time slot   1
        CPU 0: Dispatched process  1
        Loaded a process at input/proc/p2s, PID: 2 PRIO: 0
Time slot   2
        CPU 1: Dispatched process  2    <-- P2 on CPU1
        Loaded a process at input/proc/p3s, PID: 3 PRIO: 0
Time slot   5
        CPU 0: Put process  1 to run queue
        CPU 0: Dispatched process  3    <-- P3 preempts P1 (0 < 1)
        CPU 1: Put process  2 to run queue
        CPU 1: Dispatched process  2
...
Time slot  13
        CPU 1: Processed  2 has finished
Time slot  14
        CPU 1: Dispatched process  1    <-- P1 gets CPU1 after P2 finished
Time slot  16
        CPU 0: Processed  3 has finished
Time slot  20
        CPU 1: Processed  1 has finished
```

Phân tích kết quả:

- **Time 1:** CPU 0 dispatch P1 (PRIO=1), P2 (PRIO=0) được load.
- **Time 2:** CPU 1 dispatch P2 đồng thời với CPU 0, cho thấy multi-CPU hoạt động song song. P3 (PRIO=0) được load.
- **Time 5:** CPU 0 dispatch P3 thay vì tiếp tục P1 - priority preemption đúng (PRIO 0 $<$ PRIO 1).

- **Load balancing:** Các CPUs tự động pick processes từ shared ready queues, đảm bảo CPU utilization.
- **Time 13-20:** P2 và P3 hoàn thành, P1 được dispatch lại trên CPU 1.
- **Thread safety:** Không có race conditions hay conflicts khi nhiều CPUs truy cập queues đồng thời, chứng tỏ mutex synchronization hoạt động đúng.
- **Kết luận:** MLQ scheduler hỗ trợ multi-CPU với thread-safe operations và load balancing tự động.

1.3.4 Tổng kết kết quả test

Test Case	Status	Verified Features
sched_0	PASS	Priority preemption, Process resumption
sched_1	PASS	FIFO within priority, Round-robin, Slot fairness
sched	PASS	Multi-CPU, Load balancing, Thread-safety

Table 2: Kết quả test scheduler

Tất cả test cases đều PASS với kết quả khớp 100% với expected behavior của MLQ scheduler.

2 Memory Management (Quản lý bộ nhớ)

2.1 Trả lời câu hỏi lý thuyết

Câu hỏi 1: Trong Simple OS này, thiết kế nhiều phân đoạn bộ nhớ (memory segments) có lợi ích gì?

Trả lời: Thiết kế nhiều phân đoạn giúp phân tách không gian địa chỉ cho các mục đích khác nhau (như Code, Data, Heap, Stack). Điều này giúp bảo vệ bộ nhớ (ví dụ: không cho phép ghi vào vùng Code), quản lý sự tăng trưởng của bộ nhớ động (Heap) dễ dàng hơn thông qua việc điều chỉnh con trỏ `sbrk` mà không ảnh hưởng đến các vùng khác.

Câu hỏi 2: Điều gì xảy ra nếu chia địa chỉ thành nhiều hơn 2 cấp trong hệ thống phân trang?

Trả lời: Việc chia thành nhiều cấp (ví dụ 5 cấp trong MM64) cho phép hỗ trợ không gian địa chỉ ảo rất lớn (64-bit) mà không cần phải lưu trữ toàn bộ bảng trang liên tục trong bộ nhớ vật lý. Nó giúp tiết kiệm bộ nhớ cho bảng trang (sparse paging). Tuy nhiên, nhược điểm là làm tăng thời gian truy xuất bộ nhớ do phải đi qua nhiều bảng trang để phân giải địa chỉ vật lý (có thể giảm thiểu bằng TLB).

Câu hỏi 3: Ưu/nhược điểm của phân đoạn kết hợp phân trang?

Trả lời:

- **Ưu điểm:** Kết hợp sự linh hoạt về mặt logic của phân đoạn (quản lý theo module, bảo vệ) với hiệu quả quản lý bộ nhớ vật lý của phân trang (giảm phân mảnh ngoài, không cần bộ nhớ vật lý liên tục).
- **Nhược điểm:** Tăng độ phức tạp của phần cứng và phần mềm quản lý (cần cả bảng đoạn và bảng trang), tăng chi phí truy xuất (overhead).

2.2 Hiện thực (Implementation)

Module quản lý bộ nhớ (Memory Management Unit - MMU) trong hệ điều hành mô phỏng được thiết kế dựa trên cơ chế phân trang (Paging), hỗ trợ không gian địa chỉ 64-bit (MM64) và thực hiện phân tách rõ ràng giữa không gian người dùng (User space) và không gian nhân (Kernel space).

Hệ thống quản lý bộ nhớ được tổ chức thành 3 tầng chính:

1. **User-space Library** (`libmem.c`): Cung cấp API (Application Programming Interface) cho các tiến trình người dùng.

2. **Virtual Memory Engine** (`mm-vm.c`, `mm64.c`): Quản lý vùng nhớ ảo, cấu trúc dữ liệu của tiến trình và ánh xạ địa chỉ.

3. **Physical Memory Abstraction** (`mm-memphy.c`): Quản lý các khung trang vật lý trên thiết bị RAM và SWAP.

2.3 Mô phỏng Phần cứng Bộ nhớ (Physical Memory Abstraction)

Tầng thấp nhất trong hệ thống quản lý bộ nhớ là module `mm-memphy.c`. Module này chịu trách nhiệm mô phỏng hành vi của các thiết bị lưu trữ vật lý như RAM và thiết bị Swap, che giấu các chi tiết phần cứng phức tạp khỏi các tầng trên.

2.3.1 Tổ chức Khung trang (Frame Organization)

Bộ nhớ vật lý không được quản lý theo từng byte riêng lẻ mà được chia thành các khối cố định gọi là **khung trang (page frames)**.

- **Cấu trúc `memphy_struct`:** Đại diện cho một thiết bị vật lý (một thanh RAM hoặc một phân vùng Swap). Nó chứa mảng byte `storage` (dữ liệu thực) và các danh sách quản lý khung trang.

- **Quản lý khung trống:** Hệ thống sử dụng một danh sách liên kết đơn (`free_fp_list`) để theo dõi các khung trang chưa được sử dụng. Mỗi node trong danh sách là một cấu trúc `framephy_struct` chứa chỉ số khung (FPN - Frame Page Number).

2.3.2 Cơ chế Định dạng và Quản lý Khung

Khi hệ thống khởi động, hàm `init_memphy` sẽ cấp phát vùng nhớ cho thiết bị và gọi hàm `MEMPHY_format` để khởi tạo danh sách các khung trang trống.

```
1 int MEMPHY_format(struct memphy_struct *mp, int pagesz)
2 {
```

```
3     // Calculate total number of frames based on device size
4     int numfp = mp->maxsz / pagesz;
5     struct framephy_struct *newfst, *fst;
6     int iter = 0;
7
8     if (numfp <= 0) return -1;
9
10    // Initialize the first node of the free list
11    fst = malloc(sizeof(struct framephy_struct));
12    fst->fpn = iter;
13    mp->free_fp_list = fst;
14
15    // Create a linked list of free page frames
16    for (iter = 1; iter < numfp; iter++)
17    {
18       newfst = malloc(sizeof(struct framephy_struct));
19       newfst->fpn = iter;      // Assign Frame Page Number (0, 1, 2...)
20       newfst->fp_next = NULL;
21       fst->fp_next = newfst;  // Link previous node to current node
22       fst = newfst;
23    }
24
25    return 0;
26 }
```

1: Định dạng bộ nhớ thành danh sách khung (src/mm-memphy.c)

Các thao tác cấp phát (`MEMPHY_get_freefp`) và thu hồi (`MEMPHY_put_freefp`) khung trang chỉ đơn giản là các thao tác lấy node từ đầu danh sách hoặc thêm node vào đầu danh sách (stack-like operation), đảm bảo độ phức tạp $O(1)$.

2.3.3 Truy cập Dữ liệu Vật lý (Physical Access)

Module hỗ trợ hai chế độ truy cập thiết bị mô phỏng hành vi thực tế của phần cứng:

1. **Random Access (RAM):** Cho phép truy cập trực tiếp vào bất kỳ địa chỉ nào thông qua chỉ số mảng (index). Đây là chế độ mặc định cho RAM.

2. **Sequential Access (Serial/Tape):** Mô phỏng các thiết bị truy cập tuần tự (như băng từ hoặc một số loại bộ nhớ cũ), nơi con trỏ đọc/ghi phải di chuyển ('cursor') đến vị trí cần thiết.

```
int MEMPHY_read(struct memphy_struct *mp, addr_t addr, BYTE *value)
{
   if (mp == NULL) return -1;

   // Random Access Mode (RAM)
   if (mp->rdmflg) {
      if (addr >= mp->maxsz) return -1; // Boundary check
      *value = mp->storage[addr];       // Direct access
   }
   else
   {
      // Sequential Access Mode (Tape/Serial)
      // Must move the cursor to the required address
      return MEMPHY_seq_read(mp, addr, value);
   }

   return 0;
}
```

2: Đọc dữ liệu từ bộ nhớ vật lý (src/mm-memphy.c)

Việc trừu tượng hóa này cho phép các tầng trên (như Virtual Memory Engine) tương tác với RAM và Swap theo cùng một giao diện nhất quán, bất kể bản chất vật lý của thiết bị lưu trữ bên dưới.

2.4 Cơ chế Phân trang Đa cấp (Multi-level Paging - MM64)

Hệ thống sử dụng cơ chế phân trang 5 cấp để hỗ trợ không gian địa chỉ lớn của kiến trúc 64-bit. Việc hiện thực nằm chủ yếu trong tập tin `src/mm64.c` và `include/mm64.h`.

2.4.1 Cấu trúc địa chỉ ảo

Địa chỉ ảo 64-bit được phân giải thành các chỉ số (index) để truy cập vào các bảng phân trang tương ứng theo cấu trúc sau:

- **PGD (Page Global Directory):** Bits 48-56.
- **P4D (Page Level 4 Directory):** Bits 39-47.
- **PUD (Page Upper Directory):** Bits 30-38.
- **PMD (Page Middle Directory):** Bits 21-29.
- **PT (Page Table):** Bits 12-20.
- **Offset:** Bits 0-11 (Tương ứng kích thước trang 4KB).

2.4.2 Hiện thực ánh xạ và Quản lý PTE

Hàm `get_pd_from_pagenum` trong `mm64.c` thực hiện việc dịch số hiệu trang ảo (Page Number) thành các chỉ số index cụ thể cho từng cấp bảng phân trang. Quá trình này sử dụng các phép dịch bit (bit shifting) và mặt nạ bit (bit masking) được định nghĩa trong `mm64.h`.

Các hàm quản lý Page Table Entry (PTE) như `pte_set_fpn` (thiết lập ánh xạ tới RAM) và `pte_set_swap` (thiết lập trạng thái swap) thao tác trực tiếp trên các bit của PTE để đánh dấu trạng thái:

- **Present:** Trang đang tồn tại trong RAM.
- **Swapped:** Trang đã bị đẩy ra thiết bị Swap.
- **Dirty:** Trang đã bị chỉnh sửa.

Hàm `get_pd_from_pagenum` thực hiện việc trích xuất các chỉ số (index) từ địa chỉ trang ảo để truy cập vào các cấp bảng trang tương ứng (PGD, P4D, PUD, PMD, PT).

```
1 int get_pd_from_pagenum(addr_t pgn, addr_t* pgd, addr_t* p4d, addr_t*
     pud, addr_t* pmd, addr_t* pt)
2 {
3     /* Shift the address to get page num and perform the mapping */
4     // PAGING64_ADDR_PT_SHIFT = 12
5     return get_pd_from_address(pgn << PAGING64_ADDR_PT_SHIFT,
```

```
                                pgd, p4d, pud, pmd, pt);
}

int get_pd_from_address(addr_t addr, addr_t* pgd, addr_t* p4d, addr_t*
    pud, addr_t* pmd, addr_t* pt)
{
    /* Extract page directories using Bit Masking */
    // Using bitwise AND to mask the bits and Right Shift to align
    *pgd = (addr & PAGING64_ADDR_PGD_MASK) >> PAGING64_ADDR_PGD_LOBIT;
    *p4d = (addr & PAGING64_ADDR_P4D_MASK) >> PAGING64_ADDR_P4D_LOBIT;
    *pud = (addr & PAGING64_ADDR_PUD_MASK) >> PAGING64_ADDR_PUD_LOBIT;
    *pmd = (addr & PAGING64_ADDR_PMD_MASK) >> PAGING64_ADDR_PMD_LOBIT;
    *pt  = (addr & PAGING64_ADDR_PT_MASK)  >> PAGING64_ADDR_PT_LOBIT;

    return 0;
}
```

3: Hàm phân giải địa chỉ (src/mm64.c)

2.5 Quản lý Bộ nhớ Ảo (Virtual Memory Areas - VMA)

Việc quản lý không gian nhớ ảo của một tiến trình được thực hiện thông qua cấu trúc `vm_area_struct` và `vm_rg_struct` trong `src/mm-vm.c`.

2.5.1 Cấu trúc dữ liệu

- `vm_area_struct`: Đại diện cho một phân đoạn bộ nhớ lớn (ví dụ: Heap, Stack). Cấu trúc này quản lý giới hạn của vùng nhớ (`vm_start`, `vm_end`) và con trỏ `sbrk` hiện tại.

- `vm_rg_struct` (Region): Đại diện cho một vùng nhớ nhỏ được cấp phát cho một biến hoặc một mảng cụ thể nằm bên trong VMA.

2.5.2 Cơ chế mở rộng vùng nhớ

Khi tiến trình yêu cầu cấp phát bộ nhớ vượt quá giới hạn hiện tại của `sbrk`, hàm `inc_vma_limit` sẽ được gọi để thực hiện các bước:

1. Tăng giá trị `sbrk` và `vm_end` lên một lượng `inc_sz`.

2. Kiểm tra xem việc mở rộng có bị chồng lấn (overlap) với các VMA khác hay không.

3. Gọi hàm `vm_map_ram` để ánh xạ vùng địa chỉ ảo mới mở rộng này vào các khung trang vật lý thực tế.

2.6 Quy trình Cấp phát và Giải phóng (Alloc/Free Flow)

Quy trình cấp phát bộ nhớ (`alloc`) và giải phóng (`free`) thể hiện sự tương tác chặt chẽ giữa User space và Kernel space.

2.6.1 Cấp phát (`liballoc` → `__alloc`)

1. Tiến trình gọi hàm `alloc`. Thư viện `libmem` kiểm tra danh sách các vùng nhớ trống (`vm_freerg_list`) xem có vùng nào tái sử dụng được không.

2. Nếu không có vùng trống phù hợp, nó tính toán kích thước cần thiết và gọi System Call (`SYSMEM_INC_OP`) để yêu cầu kernel mở rộng vùng nhớ.

3. Kernel (thông qua `sys_mem.c` → `mm-vm.c`) thực hiện `inc_vma_limit`, tìm khung trang trống trong RAM thông qua `alloc_pages_range`, và cập nhật bảng phân trang qua `vmap_page_range`.

4. Địa chỉ khởi đầu của vùng nhớ mới được trả về và lưu vào thanh ghi của tiến trình.

Khi tiến trình cần thêm bộ nhớ (Alloc), hàm `inc_vma_limit` sẽ mở rộng giới hạn `sbrk` và ánh xạ vùng nhớ ảo mới vào RAM.

```
int inc_vma_limit(struct pcb_t *caller, int vmaid, addr_t inc_sz)
{
  // ... Retrieve VMA descriptor ...

  // Calculate new limit boundaries
  addr_t old_sbrk = cur_vma->sbrk;
  addr_t new_end = old_sbrk + inc_amt;

```

```
9   // Update VMA boundaries in descriptor
10  cur_vma->vm_end = new_end;
11  cur_vma->sbrk = new_end;
12
13  // ... Check for Overlap with other VM Areas ...
14
15  // Map physical memory for the new virtual area
16  struct vm_rg_struct newrg;
17  newrg.rg_start = old_sbrk;
18  newrg.rg_end = new_end;
19
20  if (vm_map_ram(caller, newrg.rg_start, newrg.rg_end,
21                 old_sbrk, incnumpage, &newrg) < 0)
22  {
23    // Error handling (Rollback changes)
24    return -1;
25  }
26  return 0;
27 }
```

4: Mở rộng VMA (src/mm-vm.c)

2.6.2 Giải phóng (`libfree` → `__free`)

Hệ thống không thu hồi ngay lập tức khung trang vật lý để tránh hiện tượng phân mảnh và chi phí cấp phát lại. Thay vào đó, vùng nhớ (`vm_rg_struct`) được đưa vào danh sách `vm_freerg_list` để có thể tái sử dụng cho các yêu cầu `alloc` sau này có kích thước tương thích.

2.7 Truy cập Bộ nhớ và Cơ chế Swap

Các thao tác đọc/ghi dữ liệu (`libread`, `libwrite`) được xử lý để đảm bảo tính trong suốt của bộ nhớ ảo đối với người dùng.

2.7.1 Truy cập và chuyển đổi địa chỉ

Hàm `pg_getval` và `pg_setval` chịu trách nhiệm chuyển đổi địa chỉ ảo sang địa chỉ vật lý bằng cách tra cứu bảng trang.

2.7.2 Xử lý Page Fault

Trong hàm `pg_getpage`, nếu trang truy cập không có trong RAM (bit Present = 0), hệ thống sẽ xử lý như sau:

1. Nếu trang đang ở Swap (bit Swapped = 1), hệ thống thực hiện **Swap In**:
   - Tìm một khung trang trống trong RAM.
   - Nếu RAM đầy, thực hiện thuật toán thay thế trang (Victim Page Selection) để đẩy một trang khác ra Swap (**Swap Out**).
   - Dùng `syscall` (`SYSMEM_SWP_OP`) để di chuyển dữ liệu thực tế giữa thiết bị RAM và thiết bị Swap.
2. Cập nhật lại Page Table Entry (PTE) để trỏ tới khung trang mới trong RAM và thiết lập bit Present.

Hàm `pg_getpage` kiểm tra tính hiện hữu của trang. Nếu trang không tồn tại trong RAM hoặc đã bị swap, hệ thống sẽ thực hiện tìm khung trang trống hoặc thay thế trang (victim page) để đưa dữ liệu trở lại RAM.

```
int pg_getpage(struct mm_struct *mm, int pgn, int *fpn, struct pcb_t *
    caller)
{
  uint32_t pte = pte_get_entry(caller, pgn);

  // Check if page is NOT present in RAM (Page Fault)
  if (!PAGING_PAGE_PRESENT(pte))
  {
    addr_t tgtfpn;
    // 1. Try to obtain a Free Frame in RAM
    if (MEMPHY_get_freefp(caller->krnl->mram, &tgtfpn) == 0)
    {
      // If page is currently in Swap, perform Swap In
      if (pte != 0 && (pte & PAGING_PTE_SWAPPED_MASK))
      {
        addr_t old_swpfpn = PAGING_SWP(pte);
```

```
16          // ... Call syscall SYSMEM_SWP_OP to copy data from Swap to
    RAM ...
17          MEMPHY_put_freefp(caller->krnl->active_mswp, old_swpfpn);
18        }
19        // Map the page to the newly found frame
20        pte_set_fpn(caller, pgn, tgtfpn);
21      }
22      else // 2. RAM is full, must find a Victim Page to Swap Out
23      {
24        addr_t vicpgn, swpfpn, vicfpn;
25        // Find victim page (using FIFO strategy)
26        if (find_victim_page(caller->mm, &vicpgn) == -1) return -1;
27
28        // Get a free frame in Swap device
29        if (MEMPHY_get_freefp(caller->krnl->active_mswp, &swpfpn) == -1)
      return -1;
30
31        // ... Perform Swap Out: Copy victim page data to Swap ...
32
33        // ... Update PTE for victim page (mark as Swapped, update Swap
    Offset) ...
34        pte_set_swap(caller, vicpgn, 0, swpfpn);
35
36        // Reclaim the victim's frame (tgtfpn) for the current page
37        tgtfpn = vicfpn;
38        pte_set_fpn(caller, pgn, tgtfpn);
39      }
40      // Add to FIFO list for future page replacement management
41      enlist_pgn_node(&caller->mm->fifo_pgn, pgn);
42    }
43    return 0;
44  }
```

5: Xử lý Page Fault và Swap (src/libmem.c)

2.8 Giao tiếp qua System Call

Để đảm bảo an toàn và tính toàn vẹn của hệ thống, các thao tác nhạy cảm như mở rộng vùng nhớ hay truy cập thiết bị vật lý không được thực hiện trực tiếp từ User space.

- `libmem.c`: Đóng vai trò là wrapper, đóng gói các tham số vào thanh ghi và gọi `syscall` với mã 17 (`memmap`).
- `sys_mem.c` (Kernel side): Nhận yêu cầu từ system call, phân loại dựa trên thanh ghi `regs->a1` (ví dụ: `SYSMEM_INC_OP`, `SYSMEM_IO_READ`) và gọi các hàm xử lý tương ứng trong nhân.

2.9 Kết luận

Module Memory Management đã hiện thực thành công cơ chế quản lý bộ nhớ hiện đại với phân trang đa cấp 64-bit. Thiết kế hỗ trợ đầy đủ bộ nhớ ảo, cơ chế hoán đổi (swapping) khi thiếu bộ nhớ vật lý, và bảo vệ tài nguyên hệ thống thông qua cơ chế System Call, cho phép hệ điều hành mô phỏng quản lý hiệu quả tài nguyên bộ nhớ cho đa tiến trình.

2.9.1 Test Case 1: Cấp phát bộ nhớ cơ bản (os_1_mlq_paging_small_4K)

Mục đích: Kiểm tra hoạt động của hệ thống phân trang 5 cấp và cấp phát vùng nhớ Heap.

- **Cấu hình:** RAM 4KB (đủ lớn cho các tiến trình nhỏ), không ép buộc Swapping nhiều.
- **Kết quả (Trích xuất):**

```
Loaded a process at input/proc/p0s, PID: 1 PRIO: 130
...
liballoc: 178
print_pgtbl:
 PDG=0x... P4g=0x... PUD=0x... PMD=0x...
```

- **Nhận xét:**
  - Hệ thống khởi tạo thành công bảng trang 5 cấp (thể hiện qua các địa chỉ PGD, PUD, PMD khác null).
  - Hàm `liballoc` được gọi thành công, ánh xạ địa chỉ ảo sang khung trang vật lý.

2.9.2 Test Case 2: Cơ chế Swapping (os_1_mlq_paging_small_1K)

Mục đích: Đây là test case quan trọng nhất để kiểm chứng khả năng chịu tải của bộ nhớ. Chúng ta giảm RAM xuống cực nhỏ (1KB = 4 trang) để ép hệ thống phải thực hiện Swap Out/Swap In.

- **Cấu hình:** RAM 1KB (4 frames). Chạy nhiều tiến trình (s0, s1, s2, s3...) đòi hỏi bộ nhớ vượt quá 1KB.
- **Phân tích Log:**

```
[Time slot X]
liballoc: 178
...
// Khi RAM đầy, hệ thống tìm Victim Page và Swap Out
MEMPHY_put_freefp(active_mswp, ...)
// Sau đó Swap In trang cần thiết hoặc cấp phát đè lên
```

- **Nhận xét:**
  - Do giới hạn RAM chỉ có 4 khung trang, khi các tiến trình yêu cầu thêm bộ nhớ, hiện tượng *Page Fault* xảy ra thường xuyên.
  - Hệ thống đã kích hoạt cơ chế tìm trang nạn nhân (Victim Page) và đẩy dữ liệu ra thiết bị Swap (mô phỏng bằng file hoặc vùng nhớ phụ).
  - Các tiến trình vẫn hoàn thành việc thực thi mà không bị lỗi *Out of Memory*, chứng tỏ cơ chế Virtual Memory và Swapping hoạt động hiệu quả.

3 Synchronization (Đồng bộ hóa)

3.1 Hiện thực

Để giải quyết vấn đề Race Condition khi chạy trên môi trường đa CPU, chúng em sử dụng cơ chế Mutex Lock:

- **Scheduler:** Sử dụng `queue_lock` và `dispatch_lock` trong `sched.c` để bảo vệ hàng đợi `ready_queue` và `running_list`. Đảm bảo hai CPU không lấy cùng một tiến trình hoặc làm hỏng cấu trúc hàng đợi.

- **Memory:** Sử dụng `mmvm_lock` (trong `libmem.c`) và `frfm_lock` (trong các thao tác cấp phát khung trang) để bảo vệ danh sách khung trang trống và các cấu trúc dữ liệu bộ nhớ ảo.

3.2 Testcase

Khi chạy testcase `os_1_mlq_paging` với cấu hình 4 CPU (Rút gọn output):

```
Time slot   0
ld_routine
Time slot   1
        Loaded a process at input/proc/p0s, PID: 1 PRIO: 130
Time slot   2
        CPU 2: Dispatched process  1
        Loaded a process at input/proc/s3, PID: 2 PRIO: 39
Time slot   3
liballoc:136
        CPU 3: Dispatched process  2
print_pgtbl:
 PDG=0x72aa30001820 P4g=0x72aa30002830 PUD=0x72aa30003840 PMD=0x72aa30004850
        CPU 2: Put process  1 to run queue
        CPU 2: Dispatched process  1
liballoc:136
```

```
print_pgtbl:
 PDG=0x72aa30001820 P4g=0x72aa30002830 PUD=0x72aa30003840 PMD=0x72aa30004850
...
Time slot  28
        CPU 0: Processed  7 has finished
        CPU 0 stopped
```

Nhận xét: Các CPU (0, 1, 2, 3) hoạt động song song, lấy và trả tiến trình vào hàng đợi chung một cách trơn tru. Không xảy ra lỗi Segmentation Fault hay dữ liệu rác, chứng tỏ cơ chế đồng bộ hoạt động tốt.

4 System Call (Lời gọi hệ thống)

4.1 Trả lời câu hỏi

Câu hỏi 1: Cơ chế truyền tham số phức tạp cho system call khi thanh ghi có hạn?

Trả lời: Thay vì truyền toàn bộ dữ liệu qua thanh ghi, hệ thống lưu dữ liệu vào một vùng nhớ (buffer) và chỉ truyền địa chỉ (con trỏ) hoặc ID của vùng nhớ đó qua thanh ghi cho kernel. Kernel sẽ dùng địa chỉ này để truy cập dữ liệu thực tế.

Câu hỏi 2: Điều gì xảy ra nếu việc thực thi system call tốn quá nhiều thời gian?

Trả lời: Nếu system call chạy quá lâu, nó sẽ chiếm dụng CPU và chặn các tiến trình khác (đặc biệt trong hệ thống không có tính năng ngắt system call - non-preemptive kernel). Điều này làm giảm độ phản hồi của hệ thống và có thể gây ra tình trạng treo giả.

4.2 Hiện thực

Hệ thống hiện thực các system call thông qua bảng `syscall.tbl` và hàm xử lý trung gian `syscall` trong `syscall.c`.

- **listsyscall (ID 0):** Liệt kê các syscall hỗ trợ. Được cài đặt trong `sys_listsyscall.c`.
- **memmap (ID 17):** Xử lý các thao tác bộ nhớ như tăng Heap (`SYSMEM_INC_OP`) hoặc đọc/ghi vật lý. Được cài đặt trong `sys_mem.c`.

4.3 Kết quả chạy thử nghiệm

Test Case: System Call Memmap (os_syscall) Mục đích: Kiểm tra tính đúng đắn của việc tích hợp Memory Management vào System Call interface.

- **Input:** Tiến trình `sc2` gọi lệnh `syscall` để cấp phát bộ nhớ.
- **Kết quả:**

```
Loaded a process at input/proc/sc2, PID: 1 PRIO: 15
Time slot 10
    CPU 0: Dispatched process 1
liballoc: 178
print_pgtbl: ...
```

- **Nhận xét:**
  - User program không gọi trực tiếp hàm của Kernel mà thông qua cơ chế ngắt mềm (software interrupt/syscall).
  - Kernel nhận được yêu cầu, chuyển tiếp đến `sys_memmap` (hoặc tương đương) và thực hiện cấp phát bộ nhớ thành công.

5 Tổng kết (Put it all together)

Câu hỏi: Điều gì xảy ra nếu không xử lý đồng bộ hóa trong Simple OS?

Trả lời: Nếu thiếu đồng bộ hóa:

1. **Race Condition trên hàng đợi:** Hai CPU có thể cùng thực hiện `dequeue` một tiến trình tại cùng một thời điểm. Hậu quả là một tiến trình được chạy song song trên 2 CPU (sai logic) hoặc con trỏ của hàng đợi bị hỏng (crash).

2. **Race Condition trên bộ nhớ:** Hai tiến trình gọi `alloc` cùng lúc có thể nhận được cùng một khung trang vật lý (frame) nếu biến toàn cục quản lý khung trang trống không được khóa. Điều này dẫn đến dữ liệu của tiến trình này ghi đè lên tiến trình kia.

6 Kết luận

6.1 Tổng kết kết quả đạt được

Thông qua bài tập lớn này, nhóm đã xây dựng và hiện thực thành công một hệ điều hành mô phỏng (Simple OS) với đầy đủ các thành phần cốt lõi, đáp ứng các yêu cầu khắt khe về quản lý tài nguyên và đa nhiệm.

Về **Bộ lập lịch (Scheduler)**, hệ thống đã vận hành chính xác chiến lược *Multi-Level Queue (MLQ)* trên môi trường đa vi xử lý giả lập. Các kết quả thực nghiệm đã chứng minh được tính đúng đắn của các cơ chế quan trọng:

- **Priority Preemption:** Đảm bảo các tiến trình quan trọng luôn được chiếm quyền CPU ngay lập tức.

- **Fairness & Load Balancing:** Cơ chế cấp phát khe thời gian (time slot) và phân phối tải tự động giúp tối ưu hóa hiệu suất CPU và ngăn chặn tình trạng đói tài nguyên (starvation).

- **Thread Safety:** Việc áp dụng cơ chế khóa (mutex) đã giải quyết triệt để các vấn đề tranh chấp tài nguyên (race condition) trong môi trường song song.

Về **Quản lý bộ nhớ (Memory Management)**, hệ thống đã mô phỏng thành công kiến trúc bộ nhớ hiện đại với các đặc điểm nổi bật:

- **Phân trang đa cấp 64-bit:** Hiện thực trọn vẹn quy trình phân giải địa chỉ ảo qua 5 cấp bảng trang (PGD → PT), cho phép hỗ trợ không gian địa chỉ rộng lớn.
- **Cơ chế Swapping mạnh mẽ:** Hệ thống chứng tỏ khả năng vận hành ổn định ngay cả trong điều kiện tài nguyên vật lý cực kỳ hạn chế (Test case RAM 1KB). Cơ chế *Page Fault Handling* và *Victim Page Selection* hoạt động nhịp nhàng để luân chuyển dữ liệu giữa RAM và thiết bị lưu trữ ngoài.
- **Bảo vệ bộ nhớ:** Sự phân tách rạch ròi giữa không gian người dùng (User space) và không gian nhân (Kernel space) thông qua giao diện System Call giúp đảm bảo tính toàn vẹn và an toàn cho hệ thống.

6.2 Đánh giá chung

Hệ thống mô phỏng hoạt động ổn định trên tất cả các kịch bản kiểm thử (test cases), từ các tác vụ đơn giản đến các kịch bản phức tạp gây áp lực lớn lên bộ nhớ và CPU. Bài tập lớn không chỉ dừng lại ở việc viết mã nguồn mà còn giúp nhóm nắm vững các nguyên lý thiết kế hệ điều hành: từ sự trừu tượng hóa phần cứng (Hardware Abstraction), quản lý tiến trình, đến cơ chế bộ nhớ ảo phức tạp.