实验五：用户进程管理

遇到的问题

question1

- 这次连练习0都不是command+cv就可以解决的了_(:з」∠)_，而且额外补充和添加了许多的内容，而且从老师补充的地方以及我们自己改进的地方可以看出这次实验就是一个更甚过lab4的综合了——终于从核心态出来开始弄用户态了，运用到了许多前面的知识，所以要复习复习，这里记录一下新增加的内容吧~
  - kdebug.c解析用户进程的符号信息表示（可不用理会）主要是stab数据结构以及信息处理
  - memlayout.h：修改：增加了用户虚存地址空间的图形表示和宏定义 （需仔细理解）
    - **在用户虚存空间与KERNBASE中间以及用户虚存空间内部分隔都有一段Invalid Memory，它永远也不会被映射，和Empty Memory不一样，如果非常必须，Empty是会被映射的**
  - pmm.[ch]：修改：添加了用于进程退出（do_exit）的内存资源回收的page_remove_pte、unmap_range、exit_range函数和用于创建子进程（do_fork）中拷贝父进程内存空间的copy_range函数，修改了pgdir_alloc_page函数
    - unmap_range、exit_range都是负责把那些未映射的已经退出进程的内存页free回收放入空闲页中
    - copy_range是在do_fork时调用的，用于复制一整个进程的mm内容到fork出来的进程中(练习二)
    - 对pgdir_alloc_page的修改是加了一段检查mm是否为空以后对应的处理，但是注释掉是怎么回事。。
  - vmm.[ch]：修改：扩展了mm_struct数据结构，增加了一系列函数
    - mm_map/dup_mmap/exit_mmap：设定/取消/复制/删除用户进程的合法内存空间
    - copy_from_user/copy_to_user：用户内存空间内容与内核内存空间内容的相互拷贝的实现
    - user_mem_check：搜索vma链表，检查是否是一个合法的用户空间范围
    - **这里对页表的内容进行扩展，并且能够把部分物理内存映射为用户态虚拟内存**
  - proc.[ch]：修改：扩展了proc_struct数据结构。增加或修改了一系列函数
    - setup_pgdir/put_pgdir：创建并设置/释放页目录表

        - copy_mm：复制用户进程的内存空间和设置相关内存管理（如页表等）信息(因为上一个lab共用同一个内存空间，所以虽然调用了这个函数，但当时它是一个空函数)
        - do_exit：释放进程自身所占内存空间和相关内存管理（如页表等）信息所占空间，唤醒父进程，好让父进程收回自己，并让调度器切换到其他进程
        - do_execve：先回收自身所占用户空间，然后调用load_icode，用新的程序覆盖内存空间，形成一个执行新程序的新进程
        - load_icode：被do_execve调用，完成加载放在内存中的执行程序到进程空间，这涉及到对页表等的修改，分配用户栈
        - do_yield：让调度器执行一次选择新进程的过程
        - do_wait：父进程等待子进程，并在得到子进程的退出消息后，彻底回收子进程所占的资源（比如子进程的内核栈和进程控制块）
        - do_kill：给一个进程设置PF_EXITING标志（“kill”信息，即要它死掉），这样在trap函数中，将根据此标志，让进程退出
        - KERNEL_EXECVE/**KERNEL_EXECVE**/KERNEL_EXECVE2：被user_main调用，执行一用户进程
    - trap.c：修改：在idt_init函数中，对IDT初始化时，设置好了用于系统调用的中断门（idt[T_SYSCALL]）信息。这主要与syscall的实现相关 就是我们练习0要做的但其实lab1就顺手做了的部分

question2

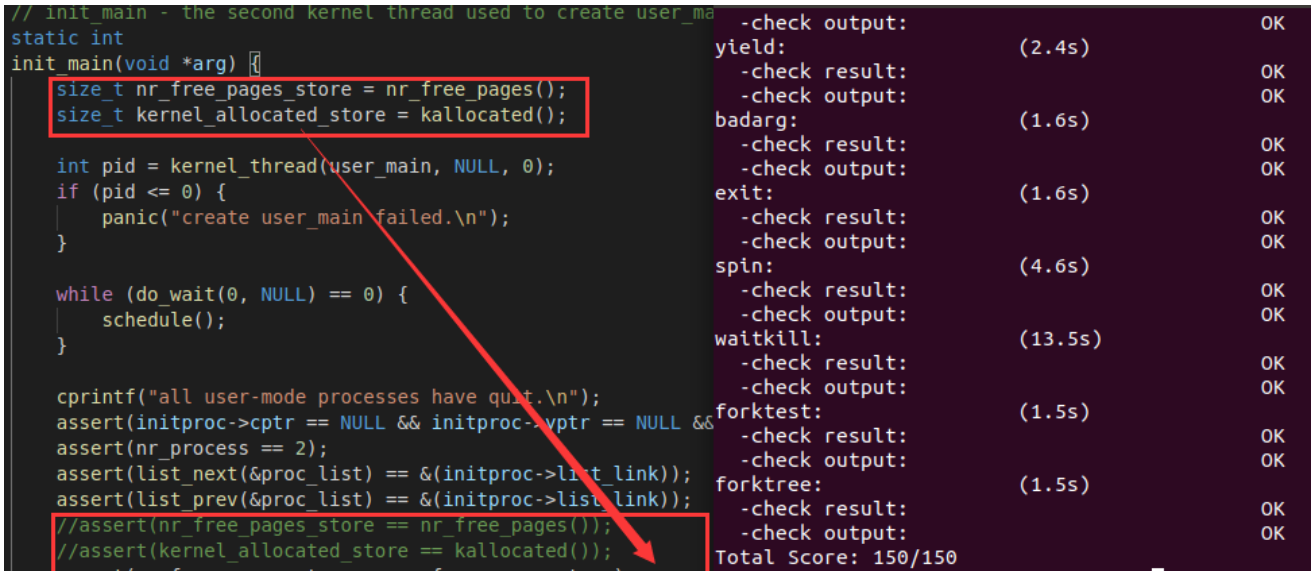
init_main(void *arg) 中，有两行代码是有问题的，导致make grade一直到不了150，在下面慢慢说明吧：写完练习代码之后，执行 make qemu :由于他一直报错说没有 check_slab() succeeded，所以kern/mm/kmalloc.c中找到了这句话的位置：

```
void check_slab(void) {
  cprintf("check_slab() success\n");
}

void
slab_init(void) {
  cprintf("use SLOB allocator\n");
  check_slab();
}

inline void
kmalloc_init(void) {
    slab_init();
    cprintf("kmalloc_init() succeeded!\n");
}
```

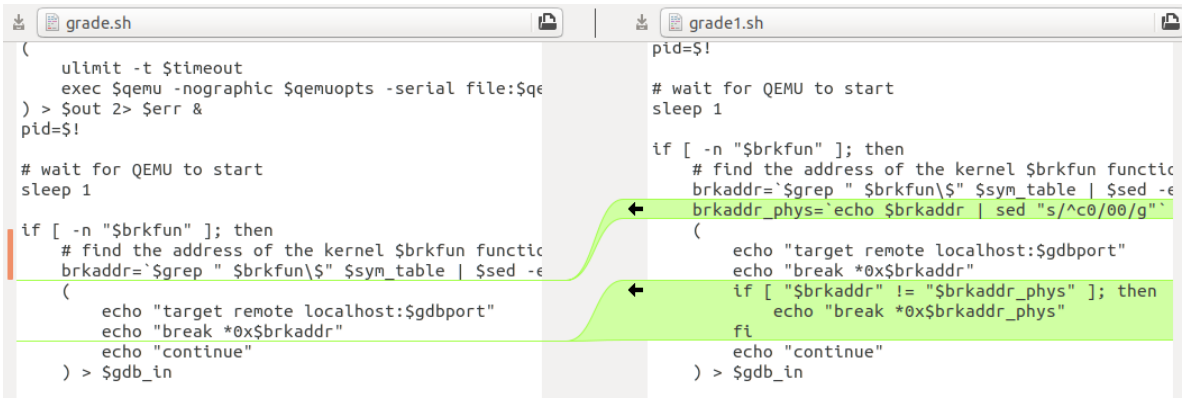
原来的代码中把"succeeded"写成了“success”，改掉之后再执行make grade :

```
forktest:                 (1.7s)
  -check result:                                WRONG
   !! error: missing 'init check memory pass.'

  -check output:                                OK
forktree:                 (1.7s)
  -check result:                                WRONG
   !! error: missing 'init check memory pass.'

  -check output:                                OK
Total Score: 136/150
Makefile:305: recipe for target 'grade' failed
make: *** [grade] Error 1
```

于是又去找"init check memory pass.\n"这句话。在kern/process/proc.c的init_main(void *arg) 中出现了这句话，检查init_main(void *arg)，发现他在前两行调用nr_free_pages()和kallocated()，将返回值分别赋给nr_free_pages_store和kernel_allocated_store变量，但是之后再也没用过这两个变量，反而在assert()中再次调用了这两个函数，感觉有一丝不太对，于是进行了如下改动（注释掉的是原有的代码），并执行 make grade ——150 分！



另外，在摸索上面这个问题的过程中，发现自己的grade.sh和网上的不太一样，所以顺便也作了修改，不知道跟这个有没有关系。



实验目的

- 了解第一个用户进程创建过程
- 了解系统调用框架的实现机制
- 了解ucore如何实现系统调用sys_fork/sys_exec/sys_exit/sys_wait来进行进程管理

实验4完成了内核线程，但到目前为止，所有的运行都在内核态执行。实验5将创建用户进程，让用户进程在用户态执行，且在需要ucore支持时，可通过系统调用来让ucore提供服务。为此需要构造出第一个用户进程，并通过系统调用sys_fork/sys_exec/sys_exit/sys_wait来支持运行不同的应用程序，完成对用户进程的执行过程的基本管理。

练习0：填写已有实验

用meld工具，将LAB1/2/3/4的实验内容移植到LAB5的实验框架内。为了能够正确执行lab5的测试应用程序，需对已完成的实验1/2/3/4的代码进行进一步改进。

kern/process/proc.c的alloc_proc(void)函数中新添加：初始化进程等待状态和初始化进程相关指针

```
proc->wait_state = 0;
proc->cptr = proc->optr = proc->yptr = NULL;
```

kern/process/proc.c的do_fork(uint32_t clone_flags, uintptr_t stack, struct trapframe *tf)函数中的修改：

```
proc->parent = current;

// 添加这行 确保 当前进程正在等待
assert(current->wait_state == 0);

if (setup_kstack(proc) != 0) {
    goto bad_fork_cleanup_proc;
}
if (copy_mm(clone_flags, proc) != 0) {
    goto bad_fork_cleanup_kstack;
}
copy_thread(proc, stack, tf);

bool intr_flag;
local_intr_save(intr_flag);
{
    proc->pid = get_pid();
    hash_proc(proc);

    // 删除此行 nr_process++ 和 加入链表那行 添加下面那行;
    // 将原来的简单 计数 改成设置进程的相关链接
    set_links(proc);

}
```

kern/trap/trap.c的trap_dispatch(struct trapframe *tf)函数中，时间片用完 设置进程 为 需要被调度

```
/* LAB5 YOUR CODE */
/* you should upate you lab1 code (just add ONE or TWO lines of code):
*  Every TICK_NUM cycle, you should set current process's current->need_resched = 1
*/
ticks ++;
// 时间片用完 设置进程 为 需要被调度
if (ticks % TICK_NUM == 0) {
    assert(current != NULL);
    current->need_resched = 1;
}
```

kern/trap/trap.c的idt_init(void)在for循环结束后，设置给用户态用的中断门，让用户态能够进行系统调用：

```
SETGATE(idt[T_SYSCALL], 1, GD_KTEXT, __vectors[T_SYSCALL], DPL_USER);
```

练习1：加载应用程序并执行（需要编码）

do_execv函数调用load_icode（位于kern/process/proc.c中）来加载并解析一个处于内存中的ELF执行文件格式的应用程序，建立相应的用户内存空间来放置应用程序的代码段、数据段等，且要设置好proc_struct结构中的成员变量trapframe中的内容，确保在执行此进程后，能够从应用程序设定的起始执行地址开始执行。需设置正确的trapframe内容。

```
//setup trapframe for user environment
//首先清空进程原先的中断帧，然后再将中断帧中的代码段和数据段修改为用户态的段选择子，
//栈指针设置为用户栈顶，eip设置为用户程序的入口地址，最后确保在用户进程中能够响应中断
struct trapframe *tf = current->tf;
memset(tf, 0, sizeof(struct trapframe));
/* LAB5:EXERCISE1 YOUR CODE
* should set tf_cs,tf_ds,tf_es,tf_ss,tf_esp,tf_eip,tf_eflags
* NOTICE: If we set trapframe correctly, then the user level process can return to USER
MODE from kernel. So
*    tf_cs should be USER_CS segment (see memlayout.h)
*    tf_ds=tf_es=tf_ss should be USER_DS segment
*    tf_esp should be the top addr of user stack (USTACKTOP)
*    tf_eip should be the entry point of this binary program (elf->e_entry)
*    tf_eflags should be set to enable computer to produce Interrupt
*/
tf->tf_cs = USER_CS;
tf->tf_ds = tf->tf_es = tf->tf_ss = USER_DS;
tf->tf_esp = USTACKTOP;
tf->tf_eip = elf->e_entry;
tf->tf_eflags = FL_IF;
```

问题：描述当创建一个用户态进程并加载了应用程序后，CPU是如何让这个应用程序最终在用户态执行起来的。即这个用户态进程被ucore选择占用CPU执行（RUNNING态）到具体执行应用程序第一条指令的整个经过。

用户态进程是怎么来的：硬构造了第0个内核线程 idleproc，idleproc 通过 kernel_thread 创建了 第1个内核线程 initproc，initproc 通过 kernel_execve 将应用程序执行码，覆盖到 initproc 用户虚拟内存空间，来创建用户态进程，创建一个用户态进程并加载了应用程序之后，需要让这个应用程序最终在用户态执行起来，这部分主要由load_icode函数中实现，load_icode函数中的注释清晰地展示了整个经过，主要分为以下六个步骤：

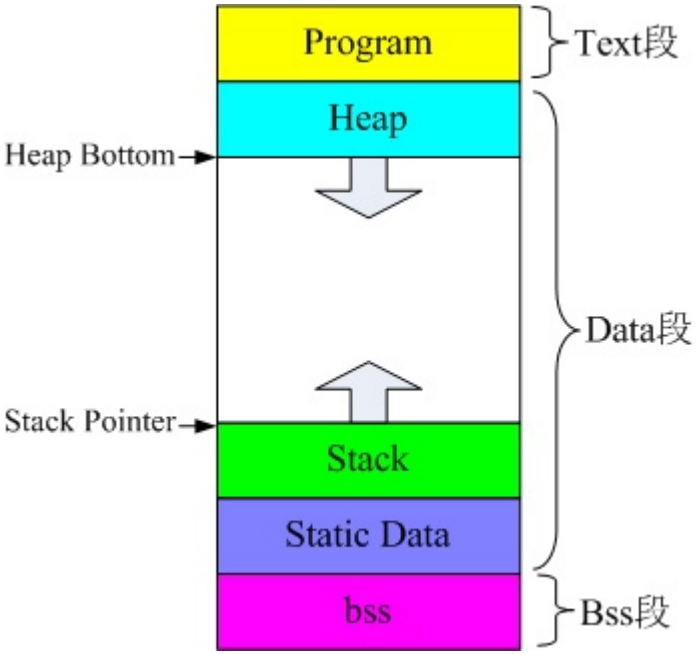
1. 为内存管理的数据结构mm分配空间并初始化。

   ```
   //(1) create a new mm for current process
   if ((mm = mm_create()) == NULL) {
       goto bad_mm;
   }
   ```

2. 通过setup_pgdir为用户空间创建页目录，并将内存管理数据结构mm的pgdir设置为页目录的虚地址。

   ```
   //(2) create a new PDT, and mm->pgdir= kernel virtual addr of PDT
   if (setup_pgdir(mm) != 0) {
       goto bad_pgdir_cleanup_mm;
   }
   ```

3. 根据应用程序执行码的起始位置来解析此ELF格式的执行程序,并调用mm_map函数根据ELF格式的执行程 序说明的各个段(代码段、数据段、BSS段等)的起始位置和大小建立对应的vma结构,并把vma插入到mm结构中,从而标明了用户进程的合法用户态虚拟地址空间;



bss段（Block Started by Symbol segment）是用来存放程序中未初始化的全局变量的一块内存区域。

text段: 用于存放程序代码的区域， 编译时确定， 只读。

data段 :用于存放在编译阶段(而非运行时)就能确定的数据，可读可写。即静态存储区，赋了初值的全局变量、常量和静态变量都存放在这个域。

接下来将解析已经被载入内存的ELF格式的用户代码。解析ELF header，找到用户程序中program section headers。随后通过调用mm_map将不同段的起始地址和长度记录到虚拟内存空间管理的数据结构vma中去。接下来根据program section的header中的信息，找到每个program section，并将其中的内容拷贝到用户进程的内存中（包括BSS section和TEXT/DATA section）。

```
//(3)copy TEXT/DATA section,build BSS parts in binary to memory space of process
struct Page *page;
//(3.1) get the file header of the bianry program (ELF format)
struct elfhdr *elf = (struct elfhdr *)binary;
//(3.2) get the entry of the program section headers of the bianry program (ELF
format)
struct proghdr *ph = (struct proghdr *)(binary + elf->e_phoff);
//(3.3) This program is valid?
if (elf->e_magic != ELF_MAGIC) {
    ret = -E_INVAL_ELF;
    goto bad_elf_cleanup_pgdir;
}

uint32_t vm_flags, perm;
struct proghdr *ph_end = ph + elf->e_phnum;
for (; ph < ph_end; ph ++) {
    //(3.4) find every program section headers
    if (ph->p_type != ELF_PT_LOAD) {
        continue ;
    }
    if (ph->p_filesz > ph->p_memsz) {
        ret = -E_INVAL_ELF;
        goto bad_cleanup_mmap;
    }
```

```
    if (ph->p_filesz == 0) {
        continue ;
    }
    //(3.5) call mm_map fun to setup the new vma ( ph->p_va, ph->p_memsz)
    vm_flags = 0, perm = PTE_U;
    if (ph->p_flags & ELF_PF_X) vm_flags |= VM_EXEC;
    if (ph->p_flags & ELF_PF_W) vm_flags |= VM_WRITE;
    if (ph->p_flags & ELF_PF_R) vm_flags |= VM_READ;
    if (vm_flags & VM_WRITE) perm |= PTE_W;
    if ((ret = mm_map(mm, ph->p_va, ph->p_memsz, vm_flags, NULL)) != 0) {
        goto bad_cleanup_mmap;
    }
    /* ...... */
    //(3.6) alloc memory, and  copy the contents of every program section (from,
from+end) to process's memory (la, la+end)
    end = ph->p_va + ph->p_filesz;
    //(3.6.1) copy TEXT/DATA section of bianry program
    while (start < end) {
        if ((page = pgdir_alloc_page(mm->pgdir, la, perm)) == NULL) {
            goto bad_cleanup_mmap;
        }
        off = start - la, size = PGSIZE - off, la += PGSIZE;
        if (end < la) {
            size -= la - end;
        }
        memcpy(page2kva(page) + off, from, size);
        start += size, from += size;
    }

    //(3.6.2) build BSS section of binary program
    end = ph->p_va + ph->p_memsz;
    if (start < la) {
        /* ...... */
    }
    while (start < end) {
        /* ...... */
    }
}
```

4. 接下来通过调用mm_map函数为用户进程的user stack分配空间。

```
//(4) build user stack memory
vm_flags = VM_READ | VM_WRITE | VM_STACK;
if ((ret = mm_map(mm, USTACKTOP - USTACKSIZE, USTACKSIZE, vm_flags, NULL)) != 0) {
    goto bad_cleanup_mmap;
}
assert(pgdir_alloc_page(mm->pgdir, USTACKTOP-PGSIZE , PTE_USER) != NULL);
assert(pgdir_alloc_page(mm->pgdir, USTACKTOP-2*PGSIZE , PTE_USER) != NULL);
assert(pgdir_alloc_page(mm->pgdir, USTACKTOP-3*PGSIZE , PTE_USER) != NULL);
assert(pgdir_alloc_page(mm->pgdir, USTACKTOP-4*PGSIZE , PTE_USER) != NULL);
```

5. 建立用户进程的内存管理数据结构mm中的内容，并在进程控制块中记录下用户进程的页目录地址，将用户进程的页目录地址赋给CR3寄存器。

```
//(5) set current process's mm, sr3, and set CR3 reg = physical addr of Page
Directory
mm_count_inc(mm);
current->mm = mm;
current->cr3 = PADDR(mm->pgdir);
lcr3(PADDR(mm->pgdir));
```

6. 最后清空原来的中断帧，建立新的中断帧，具体代码即为练习一最开始给出的部分。通过iret指令从内核栈中弹出中断帧恢复各种段寄存器的值。这时段寄存器已经指向特权级为3的段，也就说完成了到用户进程的切换。

练习2：父进程复制自己的内存空间给子进程（需要编码）

创建子进程的函数do_fork在执行中将拷贝当前进程（即父进程）的用户内存地址空间中的合法内容到新进程中（子进程），完成内存资源的复制。具体是通过copy_range函数（位于 kern/mm/pmm.c中）实现的，请补充copy_range的实现，确保能够正确执行。

```
/* LAB5:EXERCISE2 YOUR CODE
* replicate content of page to npage, build the map of phy addr of nage with the linear
addr start
* page2kva(struct Page *page): return the kernel vritual addr of memory which page
managed (SEE pmm.h)
* page_insert: build the map of phy addr of an Page with the linear addr la
* memcpy: typical memory copy function
* (1) find src_kvaddr: the kernel virtual address of page
* (2) find dst_kvaddr: the kernel virtual address of npage
* (3) memory copy from src_kvaddr to dst_kvaddr, size is PGSIZE
* (4) build the map of phy addr of  nage with the linear addr start
*/
// 找到父进程的页虚拟内存地址和子进程的页虚拟内存地址,将父进程的页拷贝到子进程的页
void * kva_src = page2kva(page);
void * kva_dst = page2kva(npage);
memcpy(kva_dst, kva_src, PGSIZE);
ret = page_insert(to, npage, start, perm);
assert(ret == 0);
```

问题：简要说明如何设计实现”Copy on Write 机制“，给出概要设计。

Copy-on-write（简称COW）的基本概念是指如果有多个使用者对一个资源A（比如内存块）进行读操作，则每个使用者只需获得一个指向同一个资源A的指针，就可以该资源了。若某使用者需要对这个资源A进行写操作，系统会对该资源进行拷贝操作，从而使得该“写操作”使用者获得一个该资源A的“私有”拷贝—资源B，可对资源B进行写操作。该“写操作”使用者对资源B的改变对于其他的使用者而言是不可见的，因为其他使用者看到的还是资源A。

实现时，在fork一个进程时，可以省去`load_icode`中创建新页目录的操作，而是直接将父进程页目录的地址赋给子进程，为了防止误操作以及辨别是否需要复制，应该将尚未完成复制的部分的访问权限设为只读。

当执行读操作，父进程和子进程均不受影响。但当执行写操作时，会发生权限错误（因为此时的访问权限为只读）。这时候会进入到page fault的处理中去，在page fault的处理中，如果发现错误原因读/写权限问题，而访问的段的段描述符权限为可写，便可以知道是由于使用COW机制而导致的，这时再将父进程的数据段、代码段等复制到子进程内存空间上即可。

练习3：阅读分析源代码，理解进程执行 fork/exec/wait/exit 的实现，以及系统调用的实现（不需要编码）

系统调用共用一个中断号（即代码中的T_SYSCALL）。当发生中断或异常后，会进入到中断服务例程中去，最终在trap_dispatch函数中调用syscall函数，并通过系统调用号选择应该执行函数sys_fork/exec/wait/exit中的一个，这些函数会解析系统调用时传入的参数，并将参数传递给do_fork/execv/wait/exit执行具体操作。

回答如下问题：

- 请分析fork/exec/wait/exit在实现中是如何影响进程的执行状态的?

  do_fork：sys_fork的相关函数。在该函数中，首先要为子进程创建进程控制块，设置好进程控制块中的上下文的中断帧等信息，为子进程创建用户栈、内核栈等。随后通过wakeup_proc函数将子进程设置为RUNNABLE。之后该函数给父进程返回子进程的pid，给子进程返回0。随后在ucore循环执行进程调度schedule时，就会将子进程考虑进去。

```
 /* @clone_flags: used to guide how to clone the child process
 * @stack: the parent's user stack pointer. if stack==0, It means to fork a kernel
thread.
 * @tf:  the trapframe info, which will be copied to child process's proc->tf
 */
int do_fork(uint32_t clone_flags, uintptr_t stack, struct trapframe *tf) {
    int ret = -E_NO_FREE_PROC;
    struct proc_struct *proc;
    if (nr_process >= MAX_PROCESS) {
        goto fork_out;
    }
    ret = -E_NO_MEM;
    //为子进程创建进程控制块
    if ((proc = alloc_proc()) == NULL) {
        goto fork_out;
    }
    proc->parent = current;
    assert(current->wait_state == 0);
    //设置好进程控制块中的上下文的中断帧等信息
    //为子进程创建用户栈、内核栈
    if (setup_kstack(proc) != 0) {
        goto bad_fork_cleanup_proc;
    }
    if (copy_mm(clone_flags, proc) != 0) {
        goto bad_fork_cleanup_kstack;
    }
    copy_thread(proc, stack, tf);

    bool intr_flag;
    local_intr_save(intr_flag);
    {
        proc->pid = get_pid();
```

```
        hash_proc(proc);
        set_links(proc);

    }
    local_intr_restore(intr_flag);
    //将子进程设置为RUNNABLE
    wakeup_proc(proc);

    ret = proc->pid;
fork_out:
    return ret;

bad_fork_cleanup_kstack:
    put_kstack(proc);
bad_fork_cleanup_proc:
    kfree(proc);
    goto fork_out;
}
```

do_execve：sys_exec的相关函数。sys_exec不创建新进程，而是用新的内容覆盖原来的进程内存空间。在do_execve中，使用exit_mmap、put_pgdir、mm_destroy来删除并释放掉当前进程内存空间的页表信息、内存管理信息。随后通过load_icode将新的用户程序从ELF文件中加载进来执行。如果加载失败，则调用do_exit退出当前进程。执行sys_exec后，当前进程的状态保持不变。

```
// do_execve - call exit_mmap(mm)&put_pgdir(mm) to reclaim memory space of current
process
//           - call load_icode to setup new memory space accroding binary prog.
int
do_execve(const char *name, size_t len, unsigned char *binary, size_t size) {
    struct mm_struct *mm = current->mm;
    if (!user_mem_check(mm, (uintptr_t)name, len, 0)) {
        return -E_INVAL;
    }
    if (len > PROC_NAME_LEN) {
        len = PROC_NAME_LEN;
    }

    char local_name[PROC_NAME_LEN + 1];
    memset(local_name, 0, sizeof(local_name));
    memcpy(local_name, name, len);

    if (mm != NULL) {
        lcr3(boot_cr3);
        // 删除当前进程的内存空间里的内容
        if (mm_count_dec(mm) == 0) {
            exit_mmap(mm);
            put_pgdir(mm);
            mm_destroy(mm);
        }
        current->mm = NULL;
    }
    int ret;
```

```
    // 调用load_icode加载新的进程内容
    if ((ret = load_icode(binary, size)) != 0) {
        goto execve_exit;
    }
    set_proc_name(current, local_name);
    return 0;

execve_exit:
    do_exit(ret);
    panic("already exit: %e.\n", ret);
}
```

do_wait：sys_wait的相关函数。在该函数中，循环查看子进程的状态，直到一个正在等待的子进程的状态变成Zombie状态，这时完成这个子进程的剩余资源回收工作，释放子进程的空间。

```
// do_wait - wait one OR any children with PROC_ZOMBIE state, and free memory space
of kernel stack
//         - proc struct of this child.
// NOTE: only after do_wait function, all resources of the child proces are free.
int
do_wait(int pid, int *code_store) {
    struct mm_struct *mm = current->mm;
    if (code_store != NULL) {
        if (!user_mem_check(mm, (uintptr_t)code_store, sizeof(int), 1)) {
            return -E_INVAL;
        }
    }

    struct proc_struct *proc;
    bool intr_flag, haskid;
// 循环询问正在等待的子进程的状态，直到有子进程状态变为ZOMBIE。
repeat:
    haskid = 0;
    if (pid != 0) {
        proc = find_proc(pid);
        if (proc != NULL && proc->parent == current) {
            haskid = 1;
            if (proc->state == PROC_ZOMBIE) {
                goto found;
            }
        }
    }
    else {
        proc = current->cptr;
        for (; proc != NULL; proc = proc->optr) {
            haskid = 1;
            if (proc->state == PROC_ZOMBIE) {
                goto found;
            }
        }
    }
    if (haskid) {
        current->state = PROC_SLEEPING;
```

```
            current->wait_state = WT_CHILD;
            schedule();
            if (current->flags & PF_EXITING) {
                do_exit(-E_KILLED);
            }
            goto repeat;
        }
        return -E_BAD_PROC;
    // 如果发现一个子进程变成了ZOMBIE，则释放该子进程剩余的资源。
    found:
        if (proc == idleproc || proc == initproc) {
            panic("wait idleproc or initproc.\n");
        }
        if (code_store != NULL) {
            *code_store = proc->exit_code;
        }
        local_intr_save(intr_flag);
        {
            unhash_proc(proc);
            remove_links(proc);
        }
        local_intr_restore(intr_flag);
        put_kstack(proc);
        kfree(proc);
        return 0;
    }
```

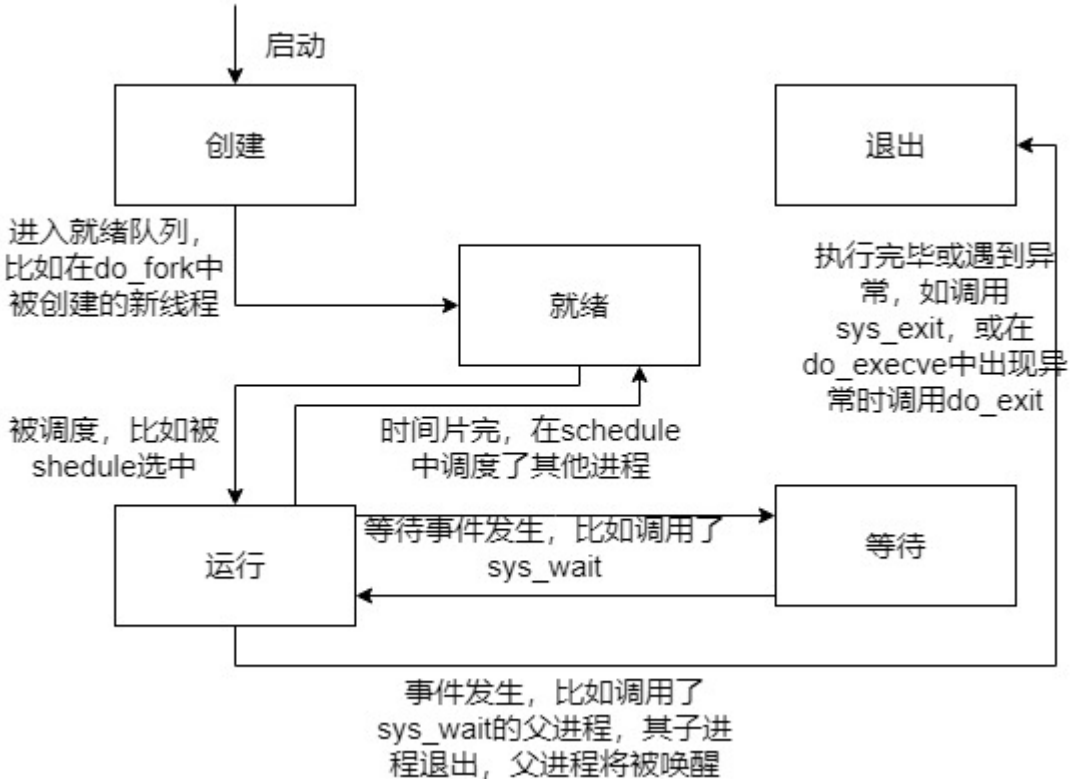
do_exit：sys_exit的相关函数。退出时，首先释放掉该进程占用的一部分内存（还有一部分可能由父进程释放）。然后将该进程标记为僵尸进程。如果它的父进程处于等待子进程退出的状态，则唤醒父进程，将自己的子进程交给initproc处理，并进行的进程调度。

在一个进程调用了exit之后，该进程并非马上就消失掉，系统会把该进程的状态变成Zombie，然后给上一定的时间等着父进程来收集其退出信息，因为可能父进程正忙于别的事情来不及收集，所以，使用Zombie状态表示进程退出了，正在等待父进程收集信息中。在Linux进程的5种状态中，僵尸进程是非常特殊的一种，它已经放弃了几乎所 有内存空间，没有任何可执行代码，也不能被调度，仅仅在进程列表中保留一个位置，记载该进程的退出状态等信息供其他进程收集。

```
// do_exit - called by sys_exit
//   1. call exit_mmap & put_pgdir & mm_destroy to free the almost all memory space
of process
//   2. set process' state as PROC_ZOMBIE, then call wakeup_proc(parent) to ask
parent reclaim itself.
//   3. call scheduler to switch to other process
int
do_exit(int error_code) {
    if (current == idleproc) {
        panic("idleproc exit.\n");
    }
    if (current == initproc) {
        panic("initproc exit.\n");
    }

    struct mm_struct *mm = current->mm;
```

```
    // 删除当前进程的内存空间里的内容
    if (mm != NULL) {
        lcr3(boot_cr3);
        if (mm_count_dec(mm) == 0) {
        //删除并释放掉当前进程内存空间的页表信息、内存管理信息
            exit_mmap(mm);
            put_pgdir(mm);
            mm_destroy(mm);
        }
        current->mm = NULL;
    }
    // 记录当前进程的退出编码，并标记为僵尸进程
    current->state = PROC_ZOMBIE;
    current->exit_code = error_code;

    bool intr_flag;
    struct proc_struct *proc;
    local_intr_save(intr_flag);
    {
        proc = current->parent;
        // 如果当前进程的父进程处于等待子进程退出状态，则将父进程设置为RUNNABLE
        if (proc->wait_state == WT_CHILD) {
            wakeup_proc(proc);
        }
        // 如果当前进程有子进程，则将子进程设置为initproc的子进程，并完成子进程中处于僵尸状态的
进程的最后的回收工作
        while (current->cptr != NULL) {
            proc = current->cptr;
            current->cptr = proc->optr;

            proc->yptr = NULL;
            if ((proc->optr = initproc->cptr) != NULL) {
                initproc->cptr->yptr = proc;
            }
            proc->parent = initproc;
            initproc->cptr = proc;
            if (proc->state == PROC_ZOMBIE) {
                if (initproc->wait_state == WT_CHILD) {
                    wakeup_proc(initproc);
                }
            }
        }
    }
    local_intr_restore(intr_flag);
    // 执行进程调度
    schedule();
    panic("do_exit will not return!! %d.\n", current->pid);
}
```

- 请给出ucore中一个用户态进程的执行状态生命周期图（执行状态，执行状态之间的变换关系，以及产生变换的事件或函数调用）。（字符方式画即可）



执行：make grade。如果所显示的应用程序检测都输出ok，则基本正确。

```
000a: I am '011'
0009: I am '010'
0020: I am '0101'
001f: I am '0100'
001e: I am '0111'
001d: I am '0110'
001c: I am '0001'
001b: I am '0000'
001a: I am '0011'
0019: I am '0010'
0018: I am '1101'
0017: I am '1100'
0016: I am '1111'
0015: I am '1110'
0014: I am '1001'
0013: I am '1000'
0012: I am '1011'
0011: I am '1010'
all user-mode processes have quit.
init check memory pass.
kernel panic at kern/process/proc.c:461:
    initproc exit.
```

参考文章：

https://www.haolovej.com/post/uCore_OS.html#toc-746

https://www.jianshu.com/p/6652345fe969

https://zhuanlan.zhihu.com/p/28659560

Challeng1
按照上述想法

- 首先在vmm.c中将dup_mmap中的share变量的值改为1，表示启用共享

```
bool share=1;
```

- 然后在`copy_range`里面对共享进行处理，不进行练习二中完成的复制和建立映射部分，而是将标记为共享的页面设置为不可写，因为不是同一个mm所以两个虚拟地址都要进行设置

```
int
copy_range(pde_t *to, pde_t *from, uintptr_t start, uintptr_t end, bool share) {
    assert(start % PGSIZE == 0 && end % PGSIZE == 0);
    assert(USER_ACCESS(start, end));
    // copy content by page unit.
    do {
        //call get_pte to find process A's pte according to the addr start
        pte_t *ptep = get_pte(from, start, 0), *nptep;
        if (ptep == NULL) {
            start = ROUNDDOWN(start + PTSIZE, PTSIZE);
            continue ;
        }
        //call get_pte to find process B's pte according to the addr start. If
pte is NULL, just alloc a PT
        if (*ptep & PTE_P) {
            if ((nptep = get_pte(to, start, 1)) == NULL) {
                return -E_NO_MEM;
            }
        uint32_t perm = (*ptep & PTE_USER);
        //get page from ptep
        struct Page *page = pte2page(*ptep);
        // alloc a page for process B
        assert(page!=NULL);
        int ret=0;
        if (share) {   //NEW
                page_insert(from, page, start, perm & (~PTE_W));  //修改为不可写
                ret = page_insert(to, page, start, perm & (~PTE_W));
            }
        else {
                // alloc a page for process B
                struct Page *npage=alloc_page();
                assert(npage!=NULL);
        // 找到父进程需要复制的物理页在内核地址空间中的虚拟地址，因为这个函数执行的时候用的是内
核地址空间
        uintptr_t src_kvaddr = page2kva(page);
        uintptr_t dst_kvaddr = page2kva(npage);//找到子进程需要被填充的物理页的内核虚拟
地址
        memcpy(dst_kvaddr, src_kvaddr, PGSIZE);
        page_insert(to, npage, start, perm);//建立子进程的物理页与虚拟页的映射关系
        assert(ret == 0);
        }
        start += PGSIZE;
    } while (start != 0 && start < end);
```

```
    return 0;
}
```

- 然后是`vmm.c`里面对`do_pgfault()`进行修改，也就是上一个lab的不报错情况`( W/R=1, P=1): write, present`这一状态说明进程访问到了共享页面，内核需要对这一`pagefault`处重新分配页面、拷贝页面内容

```
switch (error_code & 3) {
default:
    struct Page *page = pte2page(*ptep);
    struct Page *npage = pgdir_alloc_page(mm->pgdir, addr, perm);//????????
    uintptr_t src_kvaddr = page2kva(page);//???????
    uintptr_t dst_kvaddr = page2kva(npage);//???????
    memcpy(dst_kvaddr, src_kvaddr, PGSIZE); //??
    break;
```