Operating Systems and Networs SoSe 25 Solutions

Igor Dimitrov

2024-12-18

Table of contents

Preface

1 Blatt 01

1.1 Aufgabe 1

Learning how to Learn:

- **Zwei Denkmodi aus „Learning How to Learn“**
  - **Fokussierter Modus**: Zielgerichtetes, konzentriertes Denken. Gut für bekannte Aufgaben und Übung.
  - **Diffuser Modus**: Entspanntes, offenes Denken. Hilft bei neuen Ideen und kreativen Verknüpfungen.
- **Aufgaben und passende Denkmodi**

  a) Fokussierter Modus
  Warum: Erfordert Konzentration und gezieltes Einprägen.
  b) Zuerst diffuser, dann fokussierter Modus
  Warum: Erst Überblick und Verständnis aufbauen, dann vertiefen.

  c) Fokussierter Modus
  Warum: Klare, schrittweise Übung – ideal für fokussiertes Denken.
  d) Beide Modi
  Warum: Fokussiert für Details & Übungen, diffus für Überblick & Vernetzung.

John Cleese:

- **Zwei Denkmodi**:

  1. **Offener Modus**: Locker, spielerisch, kreativ.
  Beispiel: Ideen für eine Geschichte sammeln.
  Warum: Offenheit fördert neue Einfälle.

  2. **Geschlossener Modus**: Zielgerichtet, angespannt, entscheidungsfreudig.
  Beispiel: Bericht überarbeiten und fertigstellen.
  Warum: Präzises Arbeiten und klare Entscheidungen nötig.

- **Vergleich mit „Learning How to Learn“**

  - **Offen** ⇔ **Diffus**: Für Kreativität und Überblick.

  - **Geschlossen** ⇔ **Fokussiert**: Für Detailarbeit und Umsetzung.

- **Alexander Fleming**:
  - **Modus**: Offen
  - **Warum**: Fleming entdeckte Penicillin zufällig, weil er offen und entspannt war – neugierig statt zielgerichtet. Im geschlossenen Modus hätte er die verschimmelte Petrischale wohl einfach weggeschmissen – zu fokussiert für zufällige Entdeckungen.
- **Alfred Hitchcock**:
  - **Modus**: Offen

  - **Wie**: Er erzählte lustige Anekdoten, um das Team zum Lachen zu bringen – so schuf er eine entspannte Atmosphäre, die kreatives Denken förderte.

1.2 Aufgabe 2

i)
- x64: 16 64 Bit GPRs[1] ⇒ 16 x 64 b = 16 x 8 B = 2^7 B.
- AVX2: 16 256 Bit GPRs[2] ⇒ 16 x 256 b = 16 x 32 B = 2^9 B

ii)
- x64: $\frac{2^7}{2^{30}} = \frac{1}{2^{23}}$
- AVX2: $\frac{2^9}{2^{30}} = \frac{1}{2^{21}}$

allgemein gilt: $10^3 \approx 2^{10}$, und $\frac{2^x}{2^y} = \frac{1}{2^{y-x}}$

1.3 Aufgabe 3

- Der Zugriff scheitert, weil der Arbeitsspeicher durch die **Memory Protection** (z. B. Paging mit Zugriffsrechten) vom Betriebssystem isoliert wird. Nur der Kernel darf die Speicherbereiche aller Prozesse sehen und verwalten.
- Ein Prozess kann trotzdem auf Ressourcen anderer Prozesse zugreifen über kontrollierte Schnittstellen wie IPC (Inter-Process Communication), Dateisysteme, Sockets oder Shared Memory, die vom Betriebssystem verwaltet und überwacht werden.
- Welche Risiken entstehen bei höchstem Privileg für alle Prozesse?
  - **Sicherheitslücken**: Jeder Prozess könnte beliebige Speicherbereiche lesen/schreiben.

[1] https://www.wikiwand.com/en/articles/X86-64
[2] https://www.wikiwand.com/en/articles/Advanced_Vector_Extensions

- **Stabilitätsprobleme**: Fehlerhafte Prozesse könnten das System zum Absturz bringen.

- **Keine Isolation**: Malware hätte vollen Systemzugriff, keine Schutzmechanismen.

1.4 Aufgabe 4

Kernel-Code benötigt einen sicheren, kontrollierten Speicherbereich (seinen eigenen Stack), um zu vermeiden:

- Beschädigung durch Benutzerprozesse
- Abstürze oder Rechteausweitung (Privilege Escalation)

Daher hat jeder Prozess:

- Einen User-Mode-Stack (wird bei normaler Ausführung verwendet)
- Einen Kernel-Mode-Stack (wird bei System Calls und Interrupts verwendet)

1.5 Aufgabe 5

Entfernte Systemaufrufe

Systemaufruf	Grund für Entfernung
creat	Entspricht vollständig `open(path, O_CREAT | O_WRONLY | O_TRUNC, mode)`.
dup	Entspricht vollständig `fcntl(fd, F_DUPFD, 0)`.

Alle übrigen Systemaufrufe bieten **essenzielle Funktionen**, die nicht exakt durch andere ersetzt werden können.
Sie decken ab:

- Datei- und Verzeichnisoperationen (`open`, `read`, `write`, `unlink`, `mkdir`, etc.)
- Prozessmanagement (`fork`, `exec`, `wait`, `exit`, etc.)
- Metadatenverwaltung (`chmod`, `chown`, `utime`, etc.)
- Kommunikation und Steuerung (`pipe`, `kill`, `ioctl`, etc.)
- Zeit- und Systemabfragen (`time`, `times`, `stat`, etc.)

Ohne sie wären bestimmte Kernfunktionen unmöglich.

1.6 Aufgabe 6

`script.sh` auch im Zip:

```
cd $1
while :
do
    echo "5 biggest files in $1:"
    ls -S | head -5
    echo "5 last modified files starting with '$2' in $1:"
    ls -t | grep ^$2 | head -5
    sleep 5
done
```

1.7 Aufgabe 7

Vorteile:

- **Komplexitätsreduktion:** Abstraktionen verbergen technische Details und erleichtern das Entwickeln und Verstehen von Systemen.
- **Wiederverwendbarkeit:** Einmal geschaffene Abstraktionen (z.B. Dateisystem, Prozesse) können flexibel in verschiedenen Programmen genutzt werden.

Nachteile:

- **Leistungsaufwand:** Abstraktionsschichten können zusätzliche Rechenzeit und Speicherverbrauch verursachen.
- **Fehlerverdeckung:** Probleme in tieferen Schichten bleiben oft verborgen und erschweren Fehlersuche und Optimierung.

2 Blatt 02

2.1 Aufgabe 1

Die Datenstruktur `task_struct` ist im Linux-Kernel-Quellcode (Linux kernel Version **6.15.0**) definiert unter:

include/linux/sched.h
Die Definition erstreckt sich über die Zeilen **813 bis 1664**.

Darin befinden sich etwa **320 Member-Variablen**.
Bei einer Annahme von 8 Byte pro Variable ergibt sich eine geschätzte Größe von:

2.560 Byte ≈ 2,5 KB

2.2 Aufgabe 2

Der Systemaufruf `fork()` erzeugt einen neuen Prozess, der eine Kopie des aufrufenden Prozesses ist (Kindprozess).

Rückgabewert:

- **0** im Kindprozess
- **PID des Kindes** im Elternprozess
- **−1** bei Fehler

a) Mit dem program:

```c
#include <stdio.h>

int main(int argc, char const *argv[])
{
    int i = 0;
    if (fork() != 0) i++;
    if (i != 1) fork();
    fork();
```

```
    return 0;
}
```

werden insgesammt **6** Prozesse erzeugt. Graph der enstehenden Prozess hierarchie:

```
P1
  P1.1
     P1.1.1
        P1.1.1.1
     P1.1.2
  P1.2
```

Schrittweise Erzeugung der Prozesse:

1. **P1** startet das Programm. Der Wert von `i` ist anfangs `0`.
2. Die erste `fork()`-Anweisung wird ausgeführt:
   - **P1** ist der Elternprozess, der einen neuen Kindprozess **P1.1** erzeugt.
   - Im Elternprozess (**P1**) ist das Rückgabewert von `fork()` $0 \rightarrow$ `i` wird auf `1` gesetzt.
   - Im Kindprozess (**P1.1**) ist das Rückgabewert `0` $\rightarrow$ `i` bleibt `0`.
3. Danach folgt die Bedingung `if (i != 1) fork();`:
   - **P1** hat `i == 1` $\rightarrow$ keine Aktion.
   - **P1.1** hat `i == 0` $\rightarrow$ führt eine `fork()` aus $\rightarrow$ erzeugt **P1.1.1**.
4. Schließlich wird eine letzte `fork();` von **allen existierenden Prozessen** ausgeführt:
   - **P1** erzeugt **P1.2**
   - **P1.1** erzeugt **P1.1.2**
   - **P1.1.1** erzeugt **P1.1.1.1**

b) Das Programm führt `fork()` aus, bis ein Kindprozess mit einer durch 10 teilbaren PID entsteht. Jeder `fork()` erzeugt ein Kind, das sofort endet (die Rückgabe von `fork()` is 0 bei einem Kind), außer die Bedingung ist erfüllt. Da etwa jede zehnte PID durch 10 teilbar ist, liegt die **maximale Prozessanzahl** (inkl. Elternprozess) typischerweise bei **etwa 11**.

Da PIDs vom Kernel **in aufsteigender Reihenfolge als nächste freie Zahl** vergeben werden, ist garantiert, dass früher oder später eine durch 10 teilbare PID erzeugt wird. Das Programm terminiert daher immer. Wären PIDs zufällig, könnte es theoretisch unendlich laufen.

Startende oder endende Prozesse können die PID-Vergabe beeinflussen, da sie die Reihenfolge freier PIDs verändern – dadurch variiert die genaue Prozessanzahl je nach Systemzustand.

2.3 Aufgabe 3

Erklärung zur Ausgabe von `ps -T -H`

Das C-Programm:

```c
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <unistd.h>

int main(int argc, char const *argv[])
{
    if (fork() > 0) sleep(1000);
    else exit(0);
    return 0;
}
```

erzeugt einen Kindprozess. Das Kind beendet sich sofort (`exit(0)`), während der Elternprozess 1000 Sekunden schläft (`sleep(1000)`).

Ablauf der Kommandos:

1. Das Ausführen von `./test &`:
   - Das Programm läuft im Hintergrund.
   - Die Shell gibt `[1] 136620` aus → Prozess-ID (PID) 136620.
   - Der Kindprozess wird erzeugt und terminiert sofort.
   - Der Elternprozess schläft weiter.
   - Da `wait()` **nicht** aufgerufen wird, wird der Kindprozess zu einem **Zombie-Prozess**.
2. Das Ausführen von `./test` und das drücken von `<Strg>+Z` danach:
   - Das Programm startet im Vordergrund.
   - Mit `<Strg>+Z` wird es gestoppt.
   - Die Shell zeigt: `[2]+  Stopped ./test`.
   - Auch hier terminiert der Kindprozess sofort → Zombie-Prozess entsteht erneut.

Ausgabe von `ps -T -H`:

```
   PID TTY      STAT   TIME COMMAND
  1025 pts/0    Ss     0:00 /bin/bash --posix
136620 pts/0    S      0:00   ./test
136621 pts/0    Z      0:00     [test] <defunct>
136879 pts/0    T      0:00   ./test
136880 pts/0    Z      0:00     [test] <defunct>
136989 pts/0    R+     0:00   ps T -H
```

Erklärung:

- `1025`: Die Shell (`bash`), läuft im Terminal `pts/0`.
- `136620`: Erstes `./test`-Programm, läuft im Hintergrund, schläft (`S`).
- `136621`: Dessen Kindprozess (Zombie, `Z`), da `exit()` aufgerufen wurde, aber vom Elternprozess nicht abgeholt.
- `136879`: Zweites `./test`-Programm, wurde mit `<Strg+Z>` gestoppt (`T`).
- `136880`: Auch hier: Kindprozess wurde beendet, aber nicht „abgeholt“ → Zombie.
- `136989`: Der `ps`-Prozess selbst, der gerade die Ausgabe erzeugt (`R+` = laufend im Vordergrund).

Die Spalten

- **PID**: Prozess-ID.
- **TTY**: Terminal, dem der Prozess zugeordnet ist.
- **STAT**: Prozessstatus:
  - `S`: sleeping – schläft.
  - `T`: stopped – gestoppt (z. B. durch `SIGSTOP`).
  - `Z`: zombie – beendet, aber noch nicht „aufgeräumt“.
  - `R`: running – aktuell laufend auf der CPU.
  - `+`: Teil der Vordergrund-Prozessgruppe im Terminal.
- **TIME**: CPU-Zeit, die der Prozess verbraucht hat.
- **COMMAND**: Der auszuführende Befehl.
  - `[test] <defunct>` heißt, es handelt sich um einen Zombie-Prozess, dessen Kommandozeile nicht mehr verfügbar ist.

Process state Codes

Prozesszustände (erste Buchstaben):

Code	Meaning	Description
`R`	Running	Currently running or ready to run (on CPU)

Code	Meaning	Description
`S`	Sleeping	Waiting for an event (e.g., input, timer)
`D`	Uninterruptible sleep	Waiting for I/O (e.g., disk), cannot be killed easily
`T`	Stopped	Process has been stopped (e.g., `SIGSTOP`, Ctrl+Z)
`Z`	Zombie	Terminated, but not yet cleaned up by its parent
`X`	Dead	Process is terminated and should be gone (rarely shown)

Zusätzliche flags:

Flag	Meaning
`<`	High priority (not nice to others)
`N`	Low priority (nice value > 0)
`L`	Has pages locked in memory
`s`	Session leader
`+`	In the foreground process group
`l`	Multi-threaded (using CLONE_THREAD)
`p`	In a separate process group

Z.B. `Ss+` beduetet: Sleeping (S), Session leader (s) & Foreground process (+).

Tiefe der Aktuellen Sitzung

Zuerst finden wir die PID der Aktuellen sitzung mit

```
echo $$
```

heraus. Output: `1025`.

Danch führen wir das Command `ps -eH | less` aus und suchen im pager nach "1025". In unserer Sitzung befand sich "bash" unter der Hierarchie:

```
1 systemd
    718 ssdm
        766 ssdm-helper
            859 i3
                884 kitty
                    1025 bash
```

Das entspricht der Tiefe **5** des Prozessbaums.

2.4 Aufgabe 4

Übersicht der Varianten mit Signaturen:

Funktion	Signatur
`execl`	`int execl(const char *path, const char *arg0, ..., NULL);`
`execle`	`int execle(const char *path, const char *arg0, ..., NULL, char *const envp[]);`
`execlp`	`int execlp(const char *file, const char *arg0, ..., NULL);`
`execv`	`int execv(const char *path, char *const argv[]);`
`execvp`	`int execvp(const char *file, char *const argv[]);`
`execvpe`	`int execvpe(const char *file, char *const argv[], char *const envp[]);`
`execve`	`int execve(const char *filename, char *const argv[], char *const envp[]);`

Wichtige Unterschiede:

- `l` = Argumente als **Liste** (z. B. `execl`)
- `v` = Argumente als **Array (vector)** (z. B. `execv`)
- `p` = **PATH-Suche** aktiv (z. B. `execvp`)
- `e` = **eigene Umgebung (envp[])** möglich (z. B. `execle`, `execvpe`)
- Kein `p` = voller Pfad zur Datei nötig
- Kein `e` = aktuelle Umgebungsvariablen werden übernommen

Wann welche Variante?

Variante	Typischer Einsatzzweck
`execl`	Fester Pfad und Argumente direkt im Code als Liste
`execle`	Wie `execl`, aber mit **eigener Umgebung**
`execlp`	Wie `execl`, aber **PATH-Suche** aktiviert (z. B. `ls` statt `/bin/ls`)
`execv`	Pfad bekannt, Argumente liegen **als Array** vor (z. B. aus `main`)
`execvp`	Wie `execv`, aber **mit PATH-Suche** (typisch für Shells)
`execvpe`	Wie `execvp`, aber mit **eigener Umgebung** (GNU-spezifisch)
`execve`	Low-Level, **volle Kontrolle** über Pfad, Argumente und Umgebung

2.5 Aufgabe 5

Ein Prozesswechsel (Context Switch) tritt auf, wenn das Betriebssystem (OS) die Ausführung eines Prozesses stoppt und zu einem anderen wechselt. Dabei entsteht Overhead, weil:

- Der aktuelle CPU-Zustand (Register, Programmzähler etc.) gespeichert werden muss
- Dieser Zustand im Prozesskontrollblock (PCB) abgelegt wird
- Der Zustand des neuen Prozesses aus seinem PCB geladen wird
- Die Speicherverwaltungsstrukturen (z. B. Seitentabellen der MMU) aktualisiert werden müssen
- Der TLB (Translation Lookaside Buffer) meist ungültig wird und geleert werden muss
- Weitere OS-Daten wie Datei-Deskriptoren oder Signale angepasst werden müssen

Der PCB enthält:

- Prozess-ID, Zustand
- Register, Programmzähler
- Speicherinfos, geöffnete Dateien
- Scheduling-Infos

Beim Prozesswechsel speichert das OS den PCB des alten Prozesses und lädt den neuen, um eine korrekte Fortsetzung zu ermöglichen. Da jeder Prozess einen eigenen Adressraum besitzt, ist der Aufwand für das Umschalten entsprechend hoch.

Threads desselben Prozesses teilen sich hingegen denselben Adressraum (also denselben Code, Heap, offene Dateien etc.). Das bedeutet:

- Es ist kein Wechsel des Adressraums nötig
- Die MMU- und TLB-Einträge bleiben gültig
- Nur der Thread-spezifische Kontext (Register, Stack-Pointer etc.) muss gespeichert werden

Fazit: Ein Threadwechsel ist viel leichter und schneller**, da kein teurer Speicherverwaltungswechsel nötig ist.

2.6 Aufgabe 6

1. In der ursprünglichen Version werden alle Threads schnell hintereinander gestartet, ohne aufeinander zu warten. Da die Ausführung der Threads vom Scheduler (Betriebssystem) abhängt und parallel erfolgt, kann die Ausgabe beliebig vermischt erscheinen – z. B. kann ein Thread seine Nachricht „number: i“ ausgeben, noch bevor die Hauptfunktion „creating thread i“ gedruckt hat.

   In der überarbeiteten Version hingegen wird jeder Thread direkt nach dem Start mit `pthread_join` wieder eingesammelt. Dadurch läuft immer nur ein Thread zur Zeit, und seine Ausgabe erfolgt vollständig, bevor der nächste beginnt. So entsteht eine streng sequentielle Ausgabe:

   - „creating thread i“

- „number: i“
- „ending thread i“

Diese einfache Struktur vermeidet Race Conditions und benötigt keine zusätzlichen Synchronisationsmechanismen wie Semaphoren oder Locks.

Überarbeitete Version (auch im zip als `threads_example.c` enthalten):

Listing 2.1 `threads_example.c`

```c
#include <pthread.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <assert.h>

#define NUM_THREADS 200000

void* TaskCode (void* argument)
{
   int tid = *((int*) argument);
   printf("number: %d\n", tid);
   printf("ending thread %d\n", tid);
   return NULL;
}

int main()
{
   pthread_t thread;
   int thread_arg;

   for (int i = 0; i < NUM_THREADS; i++) {
      thread_arg = i;
      printf("creating thread %d\n", i);
      int rc = pthread_create(&thread, NULL, TaskCode, &thread_arg);
      assert(rc == 0);
      rc = pthread_join(thread, NULL);
      assert(rc == 0);
   }

   return 0;
}
```

2. In unserem System $N_{\max} \approx 200000$.
3. Im folgenden Program wird `TaskCode()` $N_{\max}$ mal in einer einfachen Schleife aufgerufen:

```c
#include <pthread.h>
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <assert.h>

#define NUM_THREADS 200000

void* TaskCode (void* argument)
{
   int tid = *((int*) argument);
   printf("number: %d\n", tid);
   printf("ending thread %d\n", tid);
   return NULL;
}

int main()
{
   for (int i = 0; i < NUM_THREADS; i++) {
      TaskCode(&i);
   }

   return 0;
}
```

Die Ausführung dieses Programs dauerte c. 2 Sekunden auf unserem System. D.h. die fehlenden zwei `pthread_*` aufrufe kosten

c. 8 Sekunden für 200000 Schleifen. Das entspricht c. 20 millisekunden pro `pthread_*` Aufruf.

3 Blatt 03

3.1 Aufgabe 1

a) Die Ausgabe ist **inkonsistent** – bei mehreren Programmausführungen erscheinen unterschiedliche Werte für `counter`. Dies liegt an einer **Race Condition**, da beide Threads gleichzeitig und ohne Synchronisation auf die gemeinsame Variable `counter` zugreifen. Dadurch können Zwischenergebnisse überschrieben oder verloren gehen, je nachdem, wie der Scheduler die Threads abwechselnd ausführt.

b) Synchronisierte Lösung (Java-Code):

```java
public class Counter {
    static int counter = 0;

    public static class Counter_Thread_A extends Thread {
        public void run() {
            synchronized (Counter.class) {
                counter = 5;
                counter++;
                counter++;
                System.out.println("A-Counter: " + counter);
            }
        }
    }

    public static class Counter_Thread_B extends Thread {
        public void run() {
            synchronized (Counter.class) {
                counter = 6;
                counter++;
                counter++;
                counter++;
                counter++;
                System.out.println("B-Counter: " + counter);
            }
```

```
        }
    }

    public static void main(String[] args) {
        Thread a = new Counter_Thread_A();
        Thread b = new Counter_Thread_B();
        a.start();
        b.start();
    }
}
```

Erklärung:

Dieses Programm vermeidet das Race Condition-Problem, indem beide Threads einen `synchronized`-Block verwenden, der auf `Counter.class` synchronisiert ist. Das bedeutet:

- Nur ein Thread darf gleichzeitig den Block betreten.
- Der andere Thread muss warten, bis der erste fertig ist und den Lock freigibt.
- Dadurch wird sichergestellt, dass keine gleichzeitigen Zugriffe auf die gemeinsame Variable `counter` stattfinden.

3.2 Aufgabe 3

a) Unten folgt der Quellcode zur verbesserten Lösung des Producer-Consumer-Problems (`pc2.c` am Ende des Dokuments). In dieser Version wird Busy Waiting durch eine effiziente Synchronisation mithilfe eines Mutexes und einer Condition Variable ersetzt.

   Der Code befindet sich auch im beigefügten Zip-Archiv im Ordner `A3`. Dort kann das Programm wie folgt kompiliert und ausgeführt werden:

```
make
./pc2
```

Diese Implementierung gewährleistet eine korrekte und effiziente Koordination zwischen Producer- und Consumer-Threads:

- Die gemeinsame Warteschlange wird durch einen Mutex geschützt.
- Threads, die auf eine Bedingung warten, verwenden `pthread_cond_wait()` innerhalb einer `while`-Schleife, um Spurious Wakeups korrekt zu behandeln.
- Ist die Warteschlange leer, schlafen die Consumer, bis sie ein Signal erhalten; ist sie voll, wartet der Producer entsprechend.

- Durch das gezielte Aufwecken via `pthread_cond_signal()` oder `pthread_cond_broadcast()` wird unnötiger CPU-Verbrauch durch aktives Warten vermieden.

Insgesamt ist diese Lösung robuster und skalierbarer als die ursprüngliche Variante mit Busy Waiting – insbesondere bei mehreren Consumer-Threads und höherer Auslastung.

b) Laufzeitvergleich von `pc` und `pc2`

Zur Überprüfung der Effizienzverbesserung durch den Einsatz von Condition Variables wurde folgendes Bash-Skript verwendet, das beide Programme je 10-mal ausführt und die durchschnittliche Laufzeit berechnet:

```
#!/bin/bash

RUNS=10
PC="./pc"
PC2="./pc2"

measure_average_runtime() {
    PROGRAM=$1
    TOTAL=0
    echo "Running $PROGRAM..."
    for i in $(seq 1 $RUNS); do
        START=$(date +%s.%N)
        $PROGRAM > /dev/null
        END=$(date +%s.%N)
        RUNTIME=$(echo "$END - $START" | bc)
        echo "  Run $i: $RUNTIME seconds"
        TOTAL=$(echo "$TOTAL + $RUNTIME" | bc)
    done
    AVG=$(echo "scale=4; $TOTAL / $RUNS" | bc)
    echo "Average runtime of $PROGRAM: $AVG seconds"
    echo
}

echo "Measuring $RUNS runs of $PC and $PC2..."
echo
measure_average_runtime $PC
measure_average_runtime $PC2
```

Ausgeführt wurde das Skript mit:

```
./benchmark_pc.sh
```

Dabei ergaben sich folgende Laufzeiten:

```
Measuring 10 runs of ./pc and ./pc2...

Running ./pc...
  Run 1: 5.471139729 seconds
  Run 2: 5.545249360 seconds
  Run 3: 5.359090183 seconds
  Run 4: 5.366634866 seconds
  Run 5: 5.459910579 seconds
  Run 6: 5.531161091 seconds
  Run 7: 5.738575161 seconds
  Run 8: 5.835055657 seconds
  Run 9: 5.496744966 seconds
  Run 10: 5.641529848 seconds
Average runtime of ./pc: 5.5445 seconds

Running ./pc2...
  Run 1: 5.244080521 seconds
  Run 2: 5.237442233 seconds
  Run 3: 5.220517776 seconds
  Run 4: 5.281094089 seconds
  Run 5: 5.261722379 seconds
  Run 6: 5.363685993 seconds
  Run 7: 5.276107150 seconds
  Run 8: 5.091557858 seconds
  Run 9: 5.073267276 seconds
  Run 10: 5.164472482 seconds
Average runtime of ./pc2: 5.2213 seconds
```

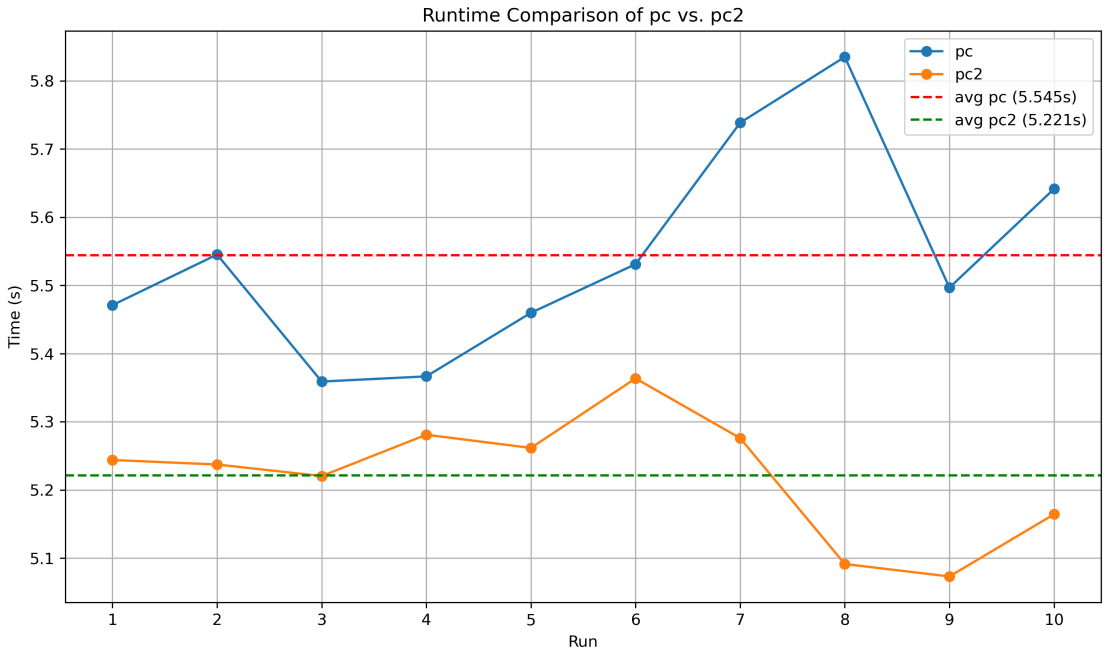
Die Ergebnisse zeigen, dass `pc2` im Schnitt etwas schneller ist als `pc` (5.22 s gegenüber 5.54 s), was den Effizienzgewinn durch den Verzicht auf aktives Warten bestätigt.

Die Dateien `benchmark_pc.sh` und `benchmark_results.txt` befinden sich im Ordner `A3` des ZIP-Archivs.

Zur Veranschaulichung wurde mit dem folgendnen Python script zusätzlich ein Diagramm erstellt, das die Laufzeiten von `pc` und `pc2` über zehn Durchläufe hinweg zeigt. Die Durchschnittslinien verdeutlichen, dass `pc2` im Mittel schneller und konsistenter ist als `pc`.

```python
import matplotlib.pyplot as plt

# Runtime data for each run (in seconds)
pc = [5.471139729, 5.545249360, 5.359090183, 5.366634866, 5.459910579,
      5.531161091, 5.738575161, 5.835055657, 5.496744966, 5.641529848]
```

```
pc2 = [5.244080521, 5.237442233, 5.220517776, 5.281094089, 5.261722379,
       5.363685993, 5.276107150, 5.091557858, 5.073267276, 5.164472482]

# X-axis: run numbers
runs = list(range(1, 11))

# Calculate averages
avg_pc = sum(pc) / len(pc)
avg_pc2 = sum(pc2) / len(pc2)

# Plot configuration
plt.figure(figsize=(10, 6))
plt.plot(runs, pc, marker='o', label='pc')
plt.plot(runs, pc2, marker='o', label='pc2')

# Average lines
plt.axhline(avg_pc, color='red', linestyle='--', label=f'avg pc ({avg_pc:.3f}s)')
plt.axhline(avg_pc2, color='green', linestyle='--', label=f'avg pc2 ({avg_pc2:.3f}s)')

# Labels and title
plt.xlabel('Run')
plt.ylabel('Time (s)')
plt.title('Runtime Comparison of pc vs. pc2')
plt.xticks(runs)
plt.grid(True)
plt.legend()
plt.tight_layout()

# Display the plot
plt.show()
```



3.3 Aufgabe 4

a) Die gegebene Implementierung kann zu einer Verletzung des gegenseitigen Ausschlusses führen, wenn zwei schreibende Threads gleichzeitig in die kritische Sektion gelangen.

Beispiel: Angenommen `N = 5`. Thread A und Thread B rufen gleichzeitig `lock_write()` auf. Da der `for`-Loop nicht durch einen Mutex geschützt ist, können sich ihre `wait(S)`-Aufrufe gegenseitig durchmischen: A nimmt 1 Token → `S = 4` B nimmt 1 Token → `S = 3` A nimmt 1 → `S = 2` B nimmt 1 → `S = 1` … und so weiter. Wenn nun zufällig genug Tokens freigegeben werden (z. B. durch `unlock_read()`-Aufrufe), können beide Threads nacheinander die restlichen Semaphore erwerben und ihren Loop abschließen, ohne dass einer von ihnen jemals alle N Tokens exklusiv gehalten hat. Beide betreten anschließend die kritische Sektion, obwohl gegenseitiger Ausschluss nicht mehr gewährleistet ist.

b) Das Problem wird behoben, indem ein zusätzlicher Mutex eingeführt wird, der verhindert, dass mehrere schreibende Threads gleichzeitig versuchen, die Semaphore `S` zu erwerben:

```
S = Semaphore(N)
M = Semaphore(1)  // neuer Mutex

def lock_read():
    wait(S)
```

```
def unlock_read():
    signal(S)

def lock_write():
    wait(M)
    for i in range(N): wait(S)
    signal(M)

def unlock_write():
    for i in range(N): signal(S)
```

Durch den Mutex `M` ist sichergestellt, dass der Erwerb der Semaphore in `lock_write()` **ausschließlich** von einem Thread durchgeführt wird. So wird verhindert, dass mehrere schreibende Threads gleichzeitig in die kritische Sektion gelangen.

Hinweis: Diese Lösung stellt den gegenseitigen Ausschluss sicher, erlaubt jedoch theoretisch, dass ein schreibender Thread dauerhaft blockiert bleibt, wenn ständig neue Leser auftreten (*Starvation*). Für diese Aufgabe ist jedoch nur die Korrektur der Ausschlussverletzung relevant.

c) Die Befehle `upgrade_to_write()` und `downgrade_to_read()` ermöglichen es einem Thread, während des laufenden Zugriffs die Art des Read-Write-Locks dynamisch zu wechseln – ohne dabei den kritischen Abschnitt vollständig zu verlassen. Dies verhindert Race Conditions und potenzielle Starvation.

Ein Thread, der `upgrade_to_write()` aufruft, hält bereits einen Lesezugriff (also eine Einheit der Semaphore `S`) und möchte exklusiven Schreibzugriff erhalten. Dafür müssen die verbleibenden `N - 1` Einheiten erworben werden. Ein zusätzlicher Mutex `M` sorgt dafür, dass nicht mehrere Threads gleichzeitig versuchen, sich hochzustufen, was zu Deadlocks führen könnte.

Ein Thread, der `downgrade_to_read()` aufruft, hält alle `N` Einheiten (Schreibzugriff) und möchte auf geteilten Lesezugriff wechseln. Dazu werden `N - 1` Einheiten freigegeben – eine Einheit bleibt erhalten.

Hinweis: Das hier verwendete Mutex `M` ist dasselbe wie in Teil b) und stellt sicher, dass nur ein Thread gleichzeitig exklusiven Zugriff auf die Semaphore `S` erwerben kann – sei es über `lock_write()` oder über `upgrade_to_write()`.

Pseudocode:

```
S = Semaphore(N)     // erlaubt bis zu N gleichzeitige Leser oder 1 Schreiber
M = Semaphore(1)     // schützt exklusive Zugriffsversuche
```

```
def upgrade_to_write():
    wait(M)
    for i in range(N - 1):     // hält bereits 1 Einheit als Leser
        wait(S)
    signal(M)

def downgrade_to_read():
    for i in range(N - 1):     // gibt N - 1 Einheiten frei, behält 1
        signal(S)
```

Fazit: Diese Operationen garantieren einen sicheren Übergang zwischen Lese- und Schreibmodus, ohne Race Conditions oder Deadlocks, und basieren auf derselben Semaphor-Struktur wie in Teil b).

Listing 3.1 `pc2.c`

```c
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <pthread.h>
#include "mylist.h"
// Mutex to protect access to the shared queue
pthread_mutex_t queue_lock;
// Single condition variable used for both producers and consumers
pthread_cond_t cond_var;
// Shared buffer (a custom linked list acting as a queue)
list_t buffer;
// Counters for task management
int count_proc = 0;
int production_done = 0;
/*********************************************************/
/* Function Declarations */
static unsigned long fib(unsigned int n);
static void create_data(elem_t **elem);
static void *consumer_func(void *);
static void *producer_func(void *);
/*********************************************************/
/* Compute the nth Fibonacci number (CPU-intensive task) */
static unsigned long fib(unsigned int n)
{
    if (n == 0 || n == 1) {
        return n;
    } else {
        return fib(n - 1) + fib(n - 2);
    }
}
/* Allocate and initialize a new task node */
static void create_data(elem_t **elem)
{
    *elem = (elem_t*) malloc(sizeof(elem_t));
    (*elem)->data = FIBONACCI_MAX;
}
/* Consumer thread function */
static void *consumer_func(void *args)
{
    elem_t *elem;
    while (1) {
        pthread_mutex_lock(&queue_lock);
        // Wait if the queue is empty and production is not yet complete
        while (get_size(&buffer) == 0 && !production_done) {
            pthread_cond_wait(&cond_var, &queue_lock);
        }
        // Exit condition: queue is empty and production has finished
        if (get_size(&buffer) == 0 && production_done) {
            pthread_mutex_unlock(&queue_lock);
            break;
        }
        // Remove an item from the queue
```

4 Blatt 04

4.1 Aufgabe 1

a) Ein Nachteil benannter Pipes ist, dass sie manuell im Dateisystem erstellt und verwaltet werden müssen (z. B. mit `mkfifo`). Das macht die Handhabung aufwändiger und erfordert gegebenenfalls zusätzliche Aufräummaßnahmen.

b) Wenn zwei voneinander unabhängige Prozesse (z. B. zwei Terminals) Daten austauschen sollen, ist eine benannte Pipe erforderlich. Anonyme Pipes funktionieren nur zwischen verwandten Prozessen (z. B. Eltern-Kind).

4.2 Aufgabe 2

a) Im Win32-API ist ein Handle vom Typ:

```
typedef void* HANDLE;
```

Es handelt sich also um einen Zeiger (bzw. zeigerbreiten Wert), der jedoch nicht dereferenziert werden soll. Ein Handle ist ein **undurchsichtiger Verweis** auf eine Ressource, die vom Windows-Kernel verwaltet wird – etwa eine Datei, ein Prozess, ein Event oder ein Fensterobjekt.

Wenn ein Programm zum Beispiel `CreateFile()` aufruft, gibt der Kernel einen solchen Handle zurück. Dieser verweist intern auf ein Objekt in der Handle-Tabelle des Prozesses. Diese Tabelle enthält Informationen wie Zugriffsrechte, aktuelle Dateiposition, Typ des Objekts usw.

Im Unterschied zu Dateideskriptoren unter Unix/Linux (einfache Ganzzahlen) sind Win32-Handles **allgemeiner gehalten** und dienen zum Zugriff auf viele verschiedene Ressourcentypen – nicht nur auf Dateien.

b) Die Umleitung der Standardausgabe erfolgt im Win32-API in zwei Schritten:

1. Eine Datei wird mit `CreateFile()` geöffnet oder erzeugt.
2. Der Handle für `STD_OUTPUT_HANDLE` wird mit `SetStdHandle()` auf diesen Datei-Handle gesetzt.

Beispiel:

```c
#include <windows.h>
#include <stdio.h>

int main() {
    HANDLE hFile = CreateFile("output.txt", GENERIC_WRITE, 0, NULL,
                              CREATE_ALWAYS, FILE_ATTRIBUTE_NORMAL, NULL);

    if (hFile == INVALID_HANDLE_VALUE) {
        printf("Fehler beim Öffnen der Datei.\n");
        return 1;
    }

    // Standardausgabe umleiten
    SetStdHandle(STD_OUTPUT_HANDLE, hFile);

    // Alles, was an STD_OUTPUT_HANDLE geschrieben wird, geht nun in die Datei
    DWORD written;
    WriteFile(GetStdHandle(STD_OUTPUT_HANDLE),
              "Hello redirected world!\n", 24, &written, NULL);

    CloseHandle(hFile);
    return 0;
}
```

Diese Umleitung wirkt sich auf Low-Level-Funktionen wie `WriteFile()` aus. Wenn man dagegen höhere Funktionen wie `printf()` oder `std::cout` umleiten will, muss zusätzlich die Laufzeitumgebung angepasst werden – etwa mit `freopen()` oder `std::ios`-Umleitungen.

4.3 Aufgabe 3

Das Program: (Auch im Zip unter dem Verzeichniss A3 als `reverse_pipechat.c` enthalten)

Das C-Programm demonstriert die Kommunikation zwischen zwei Prozessen über anonyme Pipes. Der Elternprozess (A) liest eine Zeichenkette von der Standardeingabe und sendet sie an den Kindprozess (B). Dieser kehrt die Zeichenkette um und schickt sie zurück. Der Elternprozess gibt das Ergebnis anschließend auf der Standardausgabe aus.

Technisch funktioniert das Programm so: Es erstellt zwei Pipes – eine für die Kommunikation von A nach B, die andere für die Rückrichtung. Nach dem Aufruf von `fork()` schließt

jeder Prozess die jeweils nicht benötigten Enden der Pipes. Der Elternprozess sendet die Benutzereingabe an das Kind, das die Zeichenkette verarbeitet und die Antwort zurückschickt. Beide Prozesse verwenden `read()` und `write()` zur Datenübertragung und beenden sich danach.

Kompilieren und ausführen kann man das Programm unter Verzeichniss A3 mit:

```
make
./pipe_example
```

Beispielausgabe:

```
Enter a string: hallo welt
Reversed string: tlew ollah
```

4.4 Aufgabe 4

a) :

- Fragmentiuerung: Intern. (Eine geringe Anzahl von langlebigen Objekten existieren in einem Page, was zur internen Speicherverschwendung führt)
- Definition der Internen Fragmentierung (in diesem Kontext): Speicherverschwendung innerhalb der Seite

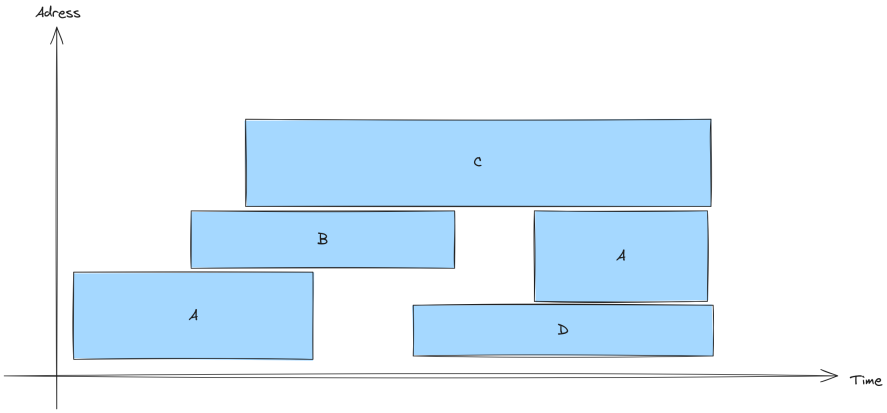


Figure 4.1: timing diagram

b)

c) :

- sehr häufig: fast immer handelt es sich um einen Tradeoff, z.B. beim best fit vs first fit handelt es sich um das Tradeoff Speichereffizienz vs Zeiteffizienz
- Tradeoff: Cache misses vs Interne Fragmentierung (Zeit vs Speicherplatz)
  - Kleine Seiten: Wenig interne Fragmentierung aber häufige Cache misses ⇒ Zeitverschwendung
  - Grosse Seiten: Seltene Cach misses aber sehr große interne Fragmentierung (da es häufig langlebige Objekte existieren) ⇒ Speicherverscwendung

4.5 Aufgabe 5

1) Interne vs. externe Fragmentierung:

   - **Interne Fragmentierung** entsteht, wenn ein Prozess mehr Speicher zugewiesen bekommt, als er tatsächlich benötigt – z. B. bei festen Block- oder Seitengrößen bleibt ungenutzter Speicher *innerhalb* des Blocks.
   - **Externe Fragmentierung** tritt auf, wenn der freie Speicher zwar insgesamt groß genug ist, aber in viele kleine, *nicht zusammenhängende* Stücke aufgeteilt ist, sodass größere Prozesse keinen passenden Platz finden.

2) Logische vs. physische Adressen:

   - **Logische Adressen** (auch virtuelle Adressen) werden vom Prozess verwendet und beginnen meist bei 0 – sie sind unabhängig vom realen Speicherlayout.
   - **Physische Adressen** geben die tatsächliche Position im Hauptspeicher (RAM) an. Das Betriebssystem bzw. die Hardware (MMU) wandelt logische Adressen zur Laufzeit in physische Adressen um.

4.6 Aufgabe 6

Kurze erklärung zur Notation `A:B`: Der Segment der Größe `A` wurde der Speicherlücke der Größe `B` zugewiesen. (Das ist eindeutig, da die Größen der Segmente und der Lücken jeweils eindeutig sind.)

Dann:

- First fit:

  ```
  12:20
  11:18
  3:10
  5:7
  ```

- Best fit:

  ```
  12:12
  11:15
  3:4
  5:7
  ```

- Worst fit

  ```
  12:20
  11:18
  3:15
  5:12
  ```

4.7 Aufgabe 7

Da die Seitengröße 1 KB = 1024 Bytes = 2^{10} beträgt, entsprechen die unteren 10 Bit des virtuellen Adresse die Offset, die restlichen höheren Bits geben die Seitennummer an.

Berechnung der Seitennummern und Offsets:

Adresse	Seitennummer	Offset
2456	2	408
16382	15	1022
30000	29	304
4385	4	289

C-Code:

```c
// V - virtuelle Addresse, gegeben
int p = V >> 10;        // Seitennummer
int offset = V & 0x3FF; // Offset (2^10 - 1 = 1023)
```

Durch die Verwendung von Bitoperationen ist die Berechnung effizient, da die Seitengröße eine Zweierpotenz ist.

Listing 4.1 `reverse_pipechat.c`

```c
#include <stdio.h>
#include <stdlib.h>
#include <unistd.h>
#include <string.h>
#include <sys/wait.h>

#define BUFFER_SIZE 1024

// Utility: reverse a string in place
void reverse_string(char *str) {
    int len = strlen(str);
    for (int i = 0; i < len / 2; ++i) {
        char tmp = str[i];
        str[i] = str[len - 1 - i];
        str[len - 1 - i] = tmp;
    }
}

int main() {
    int pipe_a_to_b[2]; // parent writes to child
    int pipe_b_to_a[2]; // child writes to parent

    if (pipe(pipe_a_to_b) == -1 || pipe(pipe_b_to_a) == -1) {
        perror("pipe");
        exit(EXIT_FAILURE);
    }

    pid_t pid = fork();

    if (pid < 0) {
        perror("fork");
        exit(EXIT_FAILURE);
    }
    else if (pid == 0) {
        // Child process: Process B
        close(pipe_a_to_b[1]); // Close write end of A→B
        close(pipe_b_to_a[0]); // Close read end of B→A

        char buffer[BUFFER_SIZE];

        // Read message from parent
        ssize_t bytes_read = read(pipe_a_to_b[0], buffer, BUFFER_SIZE - 1);
        if (bytes_read <= 0) {
            perror("child read");
            exit(EXIT_FAILURE);
        }

        buffer[bytes_read] = '\0'; // Null-terminate the string

        reverse_string(buffer); // Reverse the string
```

5 Blatt 05

5.1 Aufgabe 1

a)
- **Matrikelnummer**: Seitennummer (Virtuelle Addresse)
- **Wohnaddresse**: Rahmennummer (Physische Addresse)
- **Verzeichniss**: Seitentabelle (Index)

keine Entsprechung zum Offset

b) Matrikelnummer hat 7 stellen: 10^7, d.h. 10 Mil Einträge.
Es gibt 4.800 Wohnheimzimmer: relevanter Anteil $= \frac{4.8 \cdot 10^3}{10 \cdot 10^6} \approx 0.5 \cdot 10^{-4} = 0.05\%$

5.2 Aufgabe 2

Adressübersetzung bei Paging mit Seitengröße 2^k

Bei einem Paging-System mit fester Seitengröße von 2^k Byte wird die virtuelle Adresse V wie folgt in eine physische Adresse übersetzt:

$$\text{Physische Adresse} = (F(V \gg k) \ll k) + (V \& (2^k - 1))$$

- $V \gg k$: virtuelle Seitennummer (Integer-Division durch 2^k)
- $V \& (2^k - 1)$: Offset innerhalb der Seite
- $F(n)$: Seitentabelle, die virtuelle Seitennummer n auf Rahmennummer abbildet

Umkehrung der Formel

Wenn die virtuelle Adresse V und die zugehörige physische Adresse P gegeben sind, lässt sich der Seitentabelleneintrag rekonstruieren:

$$F(V \gg k) = \frac{P - (V \& (2^k - 1))}{2^k}$$

Bei Seitengröße von **4 KB** ($2^{12} = 4096$) gilt:

$$F(V \gg 12) = \frac{P - (V \& 0xFFF)}{4096}$$

Gegebene Zuordnungen

- $V = 8203 \rightarrow P = 12229$
- $V = 4600 \rightarrow P = 25080$
- $V = 16510 \rightarrow P = 41086$

1. $V = 8203 \rightarrow P = 12229$
   - Virtuelle Seite: $8203 \gg 12 = \lfloor \frac{8203}{4096} \rfloor = 2$
   - Offset: $8203 \& 0xFFF = 8203 \mod 4096 = 8203 - 8192 = 11$
   - Frame-Berechnung:

$$F(2) = \frac{12229 - 11}{4096} = \frac{12218}{4096} = 2$$

2. $V = 4600 \rightarrow P = 25080$
   - Virtuelle Seite: $4600 \gg 12 = 1$
   - Offset: $4600 \& 0xFFF = 504$
   - Frame-Berechnung:

$$F(1) = \frac{25080 - 504}{4096} = \frac{24576}{4096} = 6$$

3. $V = 16510 \rightarrow P = 41086$
   - Virtuelle Seite: $16510 \gg 12 = \lfloor \frac{16510}{4096} \rfloor = 4$
   - Offset: $16510 \& 0xFFF = 16510 - (4 \cdot 4096) = 126$
   - Frame-Berechnung:

$$F(4) = \frac{41086 - 126}{4096} = \frac{40960}{4096} = 10$$

Endgültige rekonstruierte Seitentabelle

Virtuelle Seitennummer	Physischer Rahmen
2	2
1	6
4	10

Python Implementierung

Die Rekonstruktion der Tabelle kann mit python wie folgt implementiert werden:

```python
def reconstruct_page_table(k, mappings):
    page_size = 1 << k  # 2^k
    page_mask = page_size - 1

    page_table = []
    for virtual_address, physical_address in mappings:
        virtual_page_number = virtual_address >> k
        offset = virtual_address & page_mask
        frame_number = (physical_address - offset) >> k
        page_table.append((virtual_page_number, frame_number))

    return page_table

k = 12  # page size = 2^12 = 4096
mappings = [
    (8203, 12229),
    (4600, 25080),
    (16510, 41086)
]

page_table = reconstruct_page_table(k, mappings)
for vpn, frame in page_table:
    print(f"Virtuelle Seite {vpn} → Rahmen {frame}")
```

```
Virtuelle Seite 2 → Rahmen 2
Virtuelle Seite 1 → Rahmen 6
Virtuelle Seite 4 → Rahmen 10
```

5.3 Aufgabe 3

a) **Ausgangssituation**:

Betrachten wir die folgende C-Schleife auf einem System, bei dem gilt:

- `int` ist 4 Byte groß
- Seitengröße = 4 KB = 4096 Byte
- Der TLB (Translation Lookaside Buffer) hat 64 Einträge (d.h. er kann 64 Seiten zwischenspeichern)

Jede Seite enthält 1024 Integer, da 4 Byte pro Element. (4096 / 4 = 1024) Jeder Zugriff auf `X[i]` greift auf eine Speicherseite zu:

$$\text{Seitenummer}(i) = \left\lfloor \frac{i}{1024} \right\rfloor$$

Mit den indizes i:

$$i = 0, M, 2M, 3M, \ldots, \text{solange } i < N$$

Setzen wir $T = \left\lfloor \frac{N-1}{M} \right\rfloor$, so gibt es $T + 1$ Iterationen.

Jede Iteration greift also auf die Seite zu:

$$\text{Seite}(j) = \left\lfloor \frac{j \cdot M}{1024} \right\rfloor \quad \text{für } j = 0, 1, ..., T$$

Die Anzahl der **verschiedenen Seiten**, die beim Schleifendurchlauf berührt werden, ist:

$$\text{TLB\_pages}(M, N) = \left| \left\{ \left\lfloor \frac{j \cdot M}{1024} \right\rfloor \;\middle|\; 0 \leq j \leq \left\lfloor \frac{N-1}{M} \right\rfloor \right\} \right|$$

Dies ist die Anzahl der eindeutig unterschiedlichen Seiten, auf die zugegriffen wird. TLB-Misses treten auf, wenn:

$$\text{TLB\_pages}(M, N) > 64$$

Das heißt: Es werden mehr als 64 unterschiedliche virtuelle Seiten benötigt – mehr als der TLB speichern kann.

Beispiele und wichtige Beobachtungen

1. **Kleines `M` (z. B. `M = 1`)**:

- Aufeinanderfolgende Elemente werden zugegriffen.
- Alle 1024 Zugriffe → 1 neue Seite.

- Insgesamt: ca. `N / 1024` Seiten.
- TLB-Misses bei `N > 64 * 1024 = 65536`.

2. **Großes `M` (z. B. `M  1024`)**:

- Jeder Zugriff springt zu einer neuen Seite.
- Es werden ca. `N / M` unterschiedliche Seiten berührt.
- Wenn `N / M > 64`, treten TLB-Misses auf.

3. **`M` teilt 1024 (z. B. `M = 256, 512`)**:

- Mehrere Schleifendurchläufe landen auf derselben Seite.
- Beispiel: `M = 256` → 4 Zugriffe pro Seite, bevor zur nächsten gewechselt wird.
- Weniger Seiten werden benötigt.
- **Weniger TLB-Misses**, auch bei großem `N`.

Schlechtester Fall für den TLB

Tritt auf, wenn:

- `M  1024` (jeder Zugriff auf eine neue Seite)
- und `N / M > 64` (mehr als 64 Seiten werden benötigt)

Dann wird bei jedem Zugriff eine andere Seite nachgeladen → **viele TLB-Misses**.

Fazit:

Die **Anzahl der verschiedenen Seiten**, auf die beim Schleifendurchlauf zugegriffen wird, lautet:

$$\boxed{\text{TLB\_pages}(M, N) = \left| \left\{ \left\lfloor \frac{j \cdot M}{1024} \right\rfloor \;\middle|\; 0 \le j \le \left\lfloor \frac{N-1}{M} \right\rfloor \right\} \right|}$$

- TLB-Misses treten auf, wenn `TLB_pages(M, N) > 64`
- Kleine `M` (vor allem wenn `M < 1024` und `M` ein Teiler von 1024 ist) → mehrere Zugriffe pro Seite → **besseres TLB-Verhalten**
- Große `M` (1024) → jeder Zugriff auf neue Seite → **mehr TLB-Misses**

Dieses Verhalten kann mit der folgenden Python-funktion simuliert werden:

```
def tlb_pages(M, N, ints_per_page=1024):
    """
    Simulates the number of distinct pages accessed in the loop:
        for (int i = 0; i < N; i += M) X[i]++;

    Parameters:
```

```
    - M: step size
    - N: total number of elements in the array
    - ints_per_page: number of integers that fit in a single page (default 4096 bytes / 4 byt

    Returns:
    - The number of distinct pages accessed
    """
    pages = set()
    for i in range(0, N, M):
        page = i // ints_per_page
        pages.add(page)
    return len(pages)
```

Einige Simulationen:

```
print(tlb_pages(1, 65536))        # Should be 64 → fills exactly 64 pages
print(tlb_pages(1024, 65536))     # Should be 64 → each access on a new page
print(tlb_pages(256, 65536))      # Should be 64 / 4 = 16 → reuse of pages
print(tlb_pages(2048, 65536))     # Should be 32 → skips every second page
print(tlb_pages(1, 100000))       # result: 98 → causes TLB misses
```

```
64
64
64
32
98
```

b) Das Verhalten des TLB ändert sich deutlich, wenn der Code mehrfach oder regelmäßig ausgeführt wird – etwa in einer oft aufgerufenen Funktion oder in einer heißen Schleife.

1. TLB ist zustandsbehaftet und begrenzt
   - Er kann nur eine bestimmte Anzahl an Seitenadressen speichern (z. B. 64).
   - Wird die Anzahl der zugreifenden Seiten pro Schleife > 64, kommt es zu Ersetzungen (evictions), meist nach dem LRU-Prinzip.
2. Wiederholte Ausführung kann TLB verbessern – oder verschlechtern
   - Wenn dieselben Seiten wiederverwendet werden (z. B. bei `N  64 * 1024`), bleiben TLB-Einträge erhalten → nach der ersten Ausführung keine weiteren Misses.
   - Wenn mehr als 64 Seiten verwendet oder ständig neue Seiten benötigt werden, werden TLB-Einträge ständig ersetzt → TLB-Misses bei jedem Aufruf.

3. TLB-Arbeitsmenge (working set)
    - Die „TLB-Arbeitsmenge“ ist die Menge der Seiten, die eine Funktion während der Ausführung benötigt.
    - Passt diese Menge vollständig in den TLB, funktioniert alles effizient.
    - Ist sie größer, kommt es zu wiederholten Zugriffen auf die Page Table → langsam.
4. Zugriffsart ist entscheidend
    - Kleine Schrittweite `M` → viele Zugriffe auf dieselbe Seite → hohe Wiederverwendung → TLB effizient.
    - Große Schrittweite `M 1024` → jeder Zugriff auf eine neue Seite → hoher TLB-Druck, vor allem bei vielen Funktionsaufrufen.

5.4 Aufgabe 4

Beim Wechsel zwischen Prozessen wird der TLB in der Regel geleert, da jeder Prozess einen eigenen virtuellen Adressraum mit einer eigenen Seitentabelle besitzt. Die im TLB gespeicherten Einträge des vorherigen Prozesses wären im neuen Kontext ungültig oder sogar sicherheitskritisch.

Beim Wechsel zwischen Threads desselben Prozesses bleibt der TLB hingegen erhalten, da alle Threads denselben Adressraum und dieselbe Seitentabelle nutzen. Die vorhandenen TLB-Einträge bleiben daher gültig.

Moderne Systeme mit *Address Space Identifiers* (ASIDs) können einen vollständigen TLB-Flush beim Prozesswechsel vermeiden, indem sie TLB-Einträge pro Prozess kennzeichnen und nur die jeweils relevanten aktiv halten.

Kein Flush - Was kann Schiefgehen?

Wenn der TLB beim Kontextwechsel nicht geleert wird, kann es zu schwerwiegenden Sicherheitsproblemen kommen. Das folgende Beispiel zeigt, was konkret passieren kann:

Angenommen, **Prozess A** greift auf die virtuelle Adresse `0x00400000` zu, welche in seiner Seitentabelle korrekt auf die physische Adresse `0x1A300000` abgebildet wird. Diese Übersetzung wird im TLB zwischengespeichert.

Nun findet ein Kontextwechsel zu **Prozess B** statt. Auch Prozess B verwendet die virtuelle Adresse `0x00400000`, aber in seiner eigenen Seitentabelle sollte sie auf eine völlig andere physische Adresse zeigen, z. B. `0x2B400000`.

Wenn der TLB **nicht geleert** wird, verwendet der Prozessor beim Zugriff durch Prozess B weiterhin die alte TLB-Eintragung von Prozess A. Das führt dazu, dass Prozess B auf den physischen Speicher von Prozess A zugreift.

Die Folgen:

- **Sicherheitslücke**: Prozess B kann sensible Daten von Prozess A einsehen.
- **Datenkorruption**: Schreibzugriffe von Prozess B verändern versehentlich die Daten von Prozess A.
- **Verletzung der Speicherisolation**: Ein zentrales Prinzip des Betriebssystems wird untergraben.

Um das zu verhindern, wird der TLB beim Wechsel des Prozesses entweder vollständig geleert oder — bei moderner Hardware — es werden **ASIDs** (Address Space Identifiers) verwendet, die TLB-Einträge pro Prozess kennzeichnen und voneinander trennen.

5.5 Aufgabe 6

1. Es gibt $\frac{2^{32}}{2^{12}} = 2^{20}$ Einträge in der Tabelle. Jeder Eintrag ist 4 Byte groß

$$\Rightarrow \text{ca. } 4\,\text{MB Größe der Seitentabelle pro Prozess.}$$

2. Bei einer invertierten Seitentabelle gibt es genau einen Eintrag **pro Frame**. Deshalb entspricht das Verhältnis der Tabellengröße zum physischen Speicher exakt dem Verhältnis der Größe eines Eintrags zur Frame- bzw. Seitengröße:

$$\Rightarrow \frac{4\,\text{B}}{4\,\text{KB}} = \frac{1}{1024}$$

5.6 Aufgabe 7

Geg. sei ein System mit einem TLB und einer hierarchischen Seitentabelle mit k Stufen. Die TLB-Trefferquote sei h, die Zugriffszeit auf den TLB sei t_{TLB}, und ein RAM-Zugriff dauere t_{RAM}. Um eine Seite im Speicher zu lesen, muss zunächst die Adresse übersetzt und anschließend auf die eigentlichen Daten zugegriffen werden. Es gibt zwei Fälle:

- Bei einem TLB-Treffer (Wahrscheinlichkeit h) erfolgt die Übersetzung über den TLB, was t_{TLB} dauert, gefolgt von einem Datenzugriff mit t_{RAM}. Gesamtzeit: $t_{\text{TLB}} + t_{\text{RAM}}$
- Bei einem TLB-Fehlzugriff (Wahrscheinlichkeit $1-h$) muss die Seitentabelle durchlaufen werden, wobei k RAM-Zugriffe nötig sind. Anschließend folgt der Zugriff auf die Daten mit weiteren t_{RAM}. Gesamtzeit: $(k+1) \cdot t_{\text{RAM}}$

Die erwartete Zugriffszeit ergibt sich zu:

$$E = h(t_{\text{TLB}} + t_{\text{RAM}}) + (1 - h)(k + 1)t_{\text{RAM}}$$

Wenn h klein ist, dominiert der zweite Term, und der Zugriff ist im Mittel etwa $(k + 1)$-mal so teuer wie bei einem TLB-Treffer.

In der Praxis tritt dieses Problem jedoch kaum auf, da reale Programme ausgeprägte Lokalität aufweisen. Aufgrund **temporaler Lokalität** (wiederholte Zugriffe auf kürzlich genutzte Seiten) und **spatialer Lokalität** (benachbarte Adressen werden gemeinsam genutzt, z. B. in Arrays) ist die TLB-Trefferquote typischerweise sehr hoch (oft über 95 %). Deshalb amortisiert sich die Existenz eines TLB deutlich.

Das zugrunde liegende Modell ist jedoch in mehreren Punkten idealisiert und in der Praxis eingeschränkt:

- Es nimmt **gleichverteilte Zugriffe** auf alle Seitentabelleneinträge an, ignoriert also die reale Zugriffslokalität.
- **Seitentabelleneinträge werden ggf. auch intern gecacht**, was die Zahl tatsächlicher RAM-Zugriffe reduziert.
- Es berücksichtigt keine Nebeneffekte wie **TLB-Flushes bei Kontextwechseln**, **Prefetching**, oder andere Optimierungen der Speicherhierarchie.

Daher ist das Modell gut geeignet für eine theoretische Analyse, aber es bildet die tatsächliche Effizienz realer Systeme nur vereinfacht ab.

5.7 Aufgabe 8

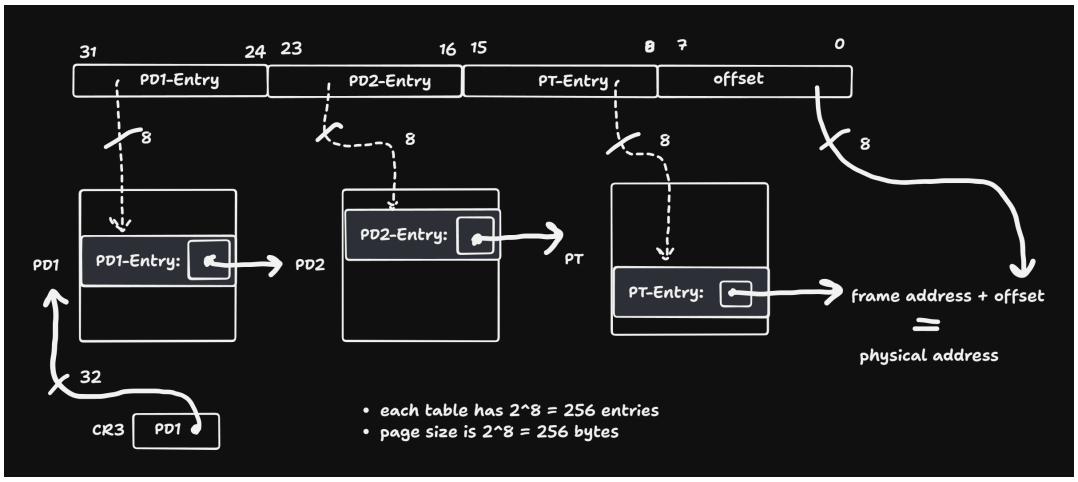


Figure 5.1: 3-level Seitentabelle

a) Das Diagramm zeigt die Übersetzung einer 32-Bit-Adressierung in einem hypothetischen System mit einer dreistufigen Seitentabellenhierarchie und einer Seitengröße von 256 Byte (also 2^8). Die logische Adresse wird dabei in vier gleich große Abschnitte zu je 8 Bit aufgeteilt:

   - Bits 31–24: Index in die oberste Tabelle (PD1)
   - Bits 23–16: Index in die zweite Tabelle (PD2)
   - Bits 15–8: Index in die dritte Tabelle (PT)
   - Bits 7–0: Offset innerhalb der Seite

   Jede Tabelle hat $2^8 = 256$ Einträge. Dies ergibt sich daraus, dass jeder Tabellenindex 8 Bit umfasst und damit 256 mögliche Positionen adressieren kann. Da alle drei Tabellenebenen mit 8-Bit-Indizes angesprochen werden, besitzen alle drei Stufen genau 256 Einträge. Die Offset-Breite von 8 Bit entspricht der Seitengröße von 256 Byte.

b) Die 32-Bit-Adresse wird in vier Abschnitte zu je 8 Bit unterteilt. Jeder dieser Abschnitte dient als Index in eine bestimmte Stufe der Seitentabellenhierarchie:

   - Der erste Abschnitt (Bits 31–24) indexiert einen Eintrag in der obersten Tabelle (PD1).
   - Der zweite Abschnitt (Bits 23–16) indexiert die mittlere Tabelle (PD2).
   - Der dritte Abschnitt (Bits 15–8) indexiert die unterste Tabelle (PT).
   - Der vierte Abschnitt (Bits 7–0) ist der Offset innerhalb der Zielseite.

Jeder Eintrag in den Tabellen enthält eine physische Adresse, die zur nächsten Stufe führt:

- Ein **PD1-Eintrag** enthält die physische Startadresse eines PD2-Tabellenrahmens.
- Ein **PD2-Eintrag** enthält die Adresse eines PT-Tabellenrahmens.
- Ein **PT-Eintrag** enthält die Adresse eines tatsächlichen physischen Seitenrahmens, also einer 256-Byte-Seite im Speicher.

Durch schrittweises Nachschlagen entlang der drei Tabellenstufen wird so der physische Rahmen gefunden, in dem sich die gewünschte Adresse befindet. Der Offset gibt schließlich die genaue Position innerhalb dieser Seite an.

Gibt es signifikante Unterschiede zwischen den Stufen?

Ja, in der Funktion der Stufen:

- Die ersten beiden Stufen (PD1 und PD2) dienen rein der Navigation: Sie verweisen jeweils auf weitere Tabellen.
- Erst die dritte Stufe (PT) enthält den tatsächlichen Verweis auf den physischen Speicherrahmen mit den Daten.
- Auch bei der Interpretation der Einträge kann es Unterschiede geben (z. B. zusätzliche Statusbits oder Flags auf unteren Ebenen), aber im Grundprinzip enthalten alle Einträge physische Adressen von Seitenrahmen — entweder von Tabellen oder von Daten.

c) Jede Tabelle hat maximal $2^8 = 256$ Einträge pro Instanz. Da es sich um eine 3-stufige Hierarchie handelt, ergibt sich im **Extremfall** (voll belegter Adressraum):

- **Stufe 1 (PD1):** 1 Tabelle $\times$ 256 Einträge
- **Stufe 2 (PD2):** 256 Tabellen $\times$ 256 Einträge $= 65\,536$
- **Stufe 3 (PT):** 256×256 Tabellen $\times$ 256 Einträge $= 16\,777\,216$

Kumulative Maximalanzahl:

$$256 + 65\,536 + 16\,777\,216 = 16\,843\,008 \text{ Einträge}$$

Speicherverbrauch bei 4 Byte pro Eintrag:

$$16\,843\,008 \times 4 \text{ Bytes} = 67\,372\,032 \text{ Bytes} \approx 64{,}25 \text{ MiB}$$

6 Blatt 06

6.1 Aufgabe 1

a) :

FIFO (First-In, First-Out)

Step	Accessed Page	Frame State	FIFO Queue	Action
1	0	[0]	[0]	Page fault (load 0)
2	1	[0, 1]	[0, 1]	Page fault (load 1)
3	7	[0, 1, 7]	[0, 1, 7]	Page fault (load 7)
4	2	[0, 1, 7, 2]	[0, 1, 7, 2]	Page fault (load 2)
5	3	[3, 1, 7, 2]	[1, 7, 2, 3]	Page fault (evict 0, load 3)
6	2	[3, 1, 7, 2]	[1, 7, 2, 3]	No fault
7	7	[3, 1, 7, 2]	[1, 7, 2, 3]	No fault
8	1	[3, 1, 7, 2]	[1, 7, 2, 3]	No fault
9	0	[3, 0, 7, 2]	[7, 2, 3, 0]	Page fault (evict 1, load 0)
10	3	[3, 0, 7, 2]	[7, 2, 3, 0]	No fault

Erklärung: Der FIFO-Algorithmus verwaltet Seiten nach dem Prinzip „First-In, First-Out“. Wenn der Speicher voll ist, wird stets die älteste Seite (ganz vorne in der Queue) entfernt. Hier entstehen **6 Seitenfehler** bei den Zugriffen: 1, 2, 3, 4, 5, 9.

LRU (Least Recently Used):

Step	Accessed Page	Frame State	Action
1	0	[0]	Page fault (load 0)
2	1	[0, 1]	Page fault (load 1)
3	7	[0, 1, 7]	Page fault (load 7)
4	2	[0, 1, 7, 2]	Page fault (load 2)
5	3	[3, 1, 7, 2]	Page fault (evict 0, load 3)
6	2	[3, 1, 7, 2]	No fault
7	7	[3, 1, 7, 2]	No fault
8	1	[3, 1, 7, 2]	No fault

Step	Accessed Page	Frame State	Action
9	0	[0, 1, 7, 2]	Page fault (evict 3, load 0)
10	3	[0, 1, 7, 3]	Page fault (evict 2, load 3)

Erklärung: Der LRU-Algorithmus entfernt immer die Seite, die am längsten **nicht verwendet** wurde. Er berücksichtigt dabei die Reihenfolge der letzten Zugriffe. In diesem Beispiel entstehen **7 Seitenfehler** bei den Zugriffen: 1, 2, 3, 4, 5, 9, 10.

b) :

Vergleich: LRU vs. Clock – Erstes unterschiedliches Opfer

Wir suchen eine möglichst kurze Zugriffssequenz, bei der LRU und Clock beim ersten Page-Fault mit Ersetzung unterschiedliche Seiten auslagern. Dies zeigt konkret, wie Clock als Annäherung an LRU funktioniert, aber nicht exakt gleich entscheidet.

Rahmenbedingungen:

- Anzahl Frames: 3
- Zugriffssequenz: `1, 2, 3, 1, 4`
- Seitenzahlen stammen aus `{1, ..., 9}`

LRU (Least Recently Used)

LRU wählt die Seite aus, die am längsten nicht mehr verwendet wurde.

Step	Accessed Page	Frame State (after access)	Action
1	1	[1]	Page fault
2	2	[1, 2]	Page fault
3	3	[1, 2, 3]	Page fault
4	1	[1, 2, 3]	No fault (update usage)
5	4	[1, 4, 3]	Page fault $\rightarrow$ evict 2

Erklärung: LRU entfernt Seite 2, da sie seit Schritt 2 nicht mehr verwendet wurde.

Clock (Second-Chance)

Clock gibt Seiten mit gesetztem R-Bit eine „zweite Chance“. Der Zeiger dreht sich zirkulär durch die Frames.

- Neue Seiten: R = 1
- Zugriff: R $\leftarrow$ 1
- Beim Ersetzen:

- Wenn R = 1: R ← 0, weiter
- Wenn R = 0: auslagern

Anfangszustand vor Schritt 5:

- Frame: [1, 2, 3]
- R bits: [1, 1, 1]
- Pointer: → 3 (zeigt auf Seite 3)

Step	Accessed Page	Frame State (after access)	R Bits	Pointer	Action
1	1	[1]	[1]	→1	Page fault
2	2	[1, 2]	[1, 1]	→2	Page fault
3	3	[1, 2, 3]	[1, 1, 1]	→3	Page fault
4	1	[1, 2, 3]	[1, 1, 1]	→3	No fault
5	4	[1, 2, 4]	[0, 0, 1]	→1	Page fault → evict 3

Erklärung: Clock entfernt Seite 3, da beim Durchlauf alle R-Bits auf 1 gesetzt waren und beim zweiten Umlauf zuerst Seite 3 mit R = 0 erreicht wurde.

Vergleich

Algorithmus	Erste ersetzte Seite
LRU	2
Clock	3

Diese kurze Sequenz zeigt präzise, wie Clock trotz ähnlicher Zielsetzung (ältere Seiten auslagern) durch seine heuristische Umsetzung (R-Bits und Zeiger) zu anderen Entscheidungen als LRU kommt.

6.2 Aufgabe 2

Obwohl LRU – im Gegensatz zu OPT – die Zukunft nicht kennt, kann es mit exakten Zeitstempeln vergangener Seitenzugriffe fundierte Entscheidungen treffen. OPT hingegen nutzt zukünftige Zugriffe zur Minimierung der Seitenfehler und stellt damit die theoretisch beste Strategie dar. Zwischen beiden Algorithmen besteht ein enger mathematischer Zusammenhang: **Die Anzahl der Seitenfehler von LRU ist im schlimmsten Fall höchstens `k`-mal so groß wie die von OPT**, wobei `k` die Anzahl der verfügbaren Seitenrahmen ist. Dieser Zusammenhang stammt aus der kompetitiven Analyse von Online-Algorithmen und

ist zwar theoretisch interessant, jedoch **nicht praktisch nutzbar**, da er keine konkreten Verbesserungen im realen Betrieb ermöglicht.

6.3 Aufgabe 3

Im folgenden Python-programm haben wir den **LRU-Algorithmus** implementiert (auch im Zip als 'lru_sim.py' enthalten):

```
import sys

def print_frame_state(step, page, frames, action):
    print(f"Step {step:2}: Page {page:2} → {action:6} | Frames: {frames}")

def simulate_lru(num_frames, access_sequence):
    frames = []
    lru_order = []  # Tracks least to most recently used pages

    for step, page in enumerate(access_sequence, 1):
        if page in frames:
            action = "Hit"
            # Move page to most recently used
            lru_order.remove(page)
            lru_order.append(page)
        else:
            action = "Fault"
            if len(frames) < num_frames:
                # Free space available
                frames.append(page)
            else:
                # Evict least recently used page
                lru_page = lru_order.pop(0)
                index = frames.index(lru_page)
                frames[index] = page
            lru_order.append(page)
        print_frame_state(step, page, frames.copy(), action)

if __name__ == "__main__":
    if len(sys.argv) < 3:
        print("Usage: python lru_sim.py <num_frames> <page1> <page2> ...")
        sys.exit(1)
```

```
    try:
        num_frames = int(sys.argv[1])
        access_sequence = list(map(int, sys.argv[2:]))
    except ValueError:
        print("Error: All inputs must be integers.")
        sys.exit(1)

    simulate_lru(num_frames, access_sequence)
```

Algorithmusprinzip (LRU)

Beim LRU-Verfahren wird stets die **am längsten nicht benutzte Seite** entfernt, wenn ein neuer Seitenzugriff erfolgt und kein freier Rahmen mehr verfügbar ist. Das Verfahren benötigt daher eine Struktur, um die **Zugriffshistorie** zu verfolgen.

Umsetzung in Python:

Für die Python-Implementierung wurden folgende Datenstrukturen verwendet:

- `frames`: Eine Liste, die den aktuellen Inhalt der Seitenrahmen repräsentiert.
- `lru_order`: Eine separate Liste, die die Zugriffsreihenfolge der Seiten hält – von **ältestem** zu **jüngstem** Zugriff.

Ablauf:

- Bei einem **Treffer (Hit)** wird die Seite in `lru_order` nach hinten verschoben (neuester Zugriff).
- Bei einem **Seitenfehler (Fault)**:
  - Wenn Platz frei ist → Seite wird einfach geladen.
  - Wenn kein Platz mehr frei ist → Die Seite ganz vorne in `lru_order` wird entfernt (am längsten unbenutzt) und im Rahmen ersetzt.

Beispielaufruf:

```
python lru_sim.py 3 7 0 1 2 0 3 0 4 2 3
```

Der erste Input ist die Anzahl der Rahmen und die restlichen Zahlen stellen die Referenzfolge dar.

Hinweis:

Die Implementierung nutzt bewusst nur grundlegende Datenstrukturen (`list`), um die LRU-Logik transparent und nachvollziehbar zu gestalten. Für größere Datenmengen könnten effizientere Strukturen wie `collections.OrderedDict` verwendet werden.

Ausgabelogs für Referenzfolgen A und B:

- **A**:

```
A="7 0 1 2 0 3 0 4 2 3 0 3 2 1 2 0 1 7 0 1"
python lru_sim.py 3 $A
```

output (auch im ZIP als A-log.txt enthalten):

```
Step  1: Page  7 → Fault  | Frames: [7]
Step  2: Page  0 → Fault  | Frames: [7, 0]
Step  3: Page  1 → Fault  | Frames: [7, 0, 1]
Step  4: Page  2 → Fault  | Frames: [2, 0, 1]
Step  5: Page  0 → Hit    | Frames: [2, 0, 1]
Step  6: Page  3 → Fault  | Frames: [2, 0, 3]
Step  7: Page  0 → Hit    | Frames: [2, 0, 3]
Step  8: Page  4 → Fault  | Frames: [4, 0, 3]
Step  9: Page  2 → Fault  | Frames: [4, 0, 2]
Step 10: Page  3 → Fault  | Frames: [4, 3, 2]
Step 11: Page  0 → Fault  | Frames: [0, 3, 2]
Step 12: Page  3 → Hit    | Frames: [0, 3, 2]
Step 13: Page  2 → Hit    | Frames: [0, 3, 2]
Step 14: Page  1 → Fault  | Frames: [1, 3, 2]
Step 15: Page  2 → Hit    | Frames: [1, 3, 2]
Step 16: Page  0 → Fault  | Frames: [1, 0, 2]
Step 17: Page  1 → Hit    | Frames: [1, 0, 2]
Step 18: Page  7 → Fault  | Frames: [1, 0, 7]
Step 19: Page  0 → Hit    | Frames: [1, 0, 7]
Step 20: Page  1 → Hit    | Frames: [1, 0, 7]
```

- **B**:

```
B="2 3 2 1 5 2 4 5 3 2 5 2"
python lru_sim.py 3 $B
```

output (auch zim als B-log.txt enthalten):

```
Step  1: Page  2 → Fault  | Frames: [2]
Step  2: Page  3 → Fault  | Frames: [2, 3]
Step  3: Page  2 → Hit    | Frames: [2, 3]
Step  4: Page  1 → Fault  | Frames: [2, 3, 1]
Step  5: Page  5 → Fault  | Frames: [2, 5, 1]
Step  6: Page  2 → Hit    | Frames: [2, 5, 1]
Step  7: Page  4 → Fault  | Frames: [2, 5, 4]
Step  8: Page  5 → Hit    | Frames: [2, 5, 4]
Step  9: Page  3 → Fault  | Frames: [3, 5, 4]
```

```
Step 10: Page  2 → Fault  | Frames: [3, 5, 2]
Step 11: Page  5 → Hit    | Frames: [3, 5, 2]
Step 12: Page  2 → Hit    | Frames: [3, 5, 2]
```

6.4 Aufgabe 4

a) Im Worst Case sind alle 20 Prozesse aktiv und belegen jeweils den gesamten virtuellen Adressraum des IA32-Systems. Bei einer Seitengröße von 4 KiB ergibt sich für jeden Prozess eine Seitentabelle mit

$$\frac{2^{32}}{2^{12}} = 2^{20} = 1.048.576 \text{ Seiten}$$

Insgesamt müssen also

$$20 \times 2^{20} = 20.971.520 \text{ Seiteneinträge}$$

betrachtet werden. Da laut Aufgabenstellung das Lesen und Zurücksetzen des R-Bits pro Eintrag im Mittel 10 Taktzyklen benötigt, ergibt sich ein Gesamtaufwand von

$$20.971.520 \times 10 = 209.715.200 \text{ Taktzyklen}$$

Bei einem Prozessor mit 1 GHz Taktfrequenz entspricht das einer Zeitdauer von

$$\frac{209.715.200}{1.000.000.000} = 0{,}2097 \text{ Sekunden} \approx 210 \text{ ms}$$

Im Worst Case benötigt das System also rund **210 ms pro Epoche**, um alle R-Bits der Seitentabellen zu überprüfen und zurückzusetzen.

b) Damit das regelmäßige Scannen der R-Bits die Gesamtleistung des Systems nicht spürbar beeinträchtigt, sollte die Epochendauer so gewählt werden, dass der dabei entstehende Rechenaufwand nur einen kleinen Teil der Zeit ausmacht. Eine sinnvolle Faustregel ist, dass **der Verwaltungsaufwand maximal etwa 10 % der gesamten Rechenzeit** betragen sollte.

Wenn das Scannen der R-Bits im Worst Case rund 210 ms dauert, ergibt sich daraus eine minimale sinnvolle Epochendauer von:

$$\frac{210 \text{ ms}}{0{,}1} = 2100 \text{ ms}$$

Eine Epoche von etwa **2 Sekunden** ist somit eine sinnvolle Wahl. Dadurch bleibt der relative Aufwand für die Speicherverwaltung auch im ungünstigsten Fall moderat. In der Praxis würde dieser Aufwand meist noch deutlich geringer ausfallen, da typischerweise weniger Prozesse aktiv sind und nicht alle Seitentabellen vollständig gefüllt sind.

6.5 Aufgabe 5

Ja, eine Seite kann gleichzeitig zu mehreren Working Sets gehören, allerdings nur, wenn es sich um eine gemeinsam genutzte Seite handelt (zum Beispiel bei Shared Memory oder gemappten Dateien) und sie von jedem der betreffenden Prozesse kürzlich verwendet wurde. Da das Working Set prozessbezogen ist, enthält es nur Seiten, die der jeweilige Prozess innerhalb des festgelegten Zeitfensters selbst genutzt hat. Wird eine geteilte Seite von mehreren Prozessen aktiv verwendet, so gehört sie gleichzeitig zu den Working Sets dieser Prozesse.

6.6 Aufgabe 6

Problemstellung

Gegeben ist:

- eine Referenzfolge von Seitenzugriffen (z. B. als Datei gespeichert),
- eine natürliche Zahl (Delta), die die Größe des betrachteten Fensters angibt.

Gesucht ist:

> Ein größtes Working Set, d. h. eine Menge von Seiten, die in einem **beliebigen** Fenster der letzten Speicherzugriffe aufgetreten sind, wobei das Fenster über die gesamte Referenzfolge verschoben wird.

Das Ziel ist also nicht das Working Set **am Ende** der Referenzfolge, sondern das Working Set, das an **irgendeiner Stelle** die **größte Anzahl unterschiedlicher Seiten** enthält.

Pseudocode:

```
funktion berechne_groesstes_working_set(delta, dateiname):
    initialisiere leere Liste window
    initialisiere leere Hashtabelle page_count
    initialisiere leere Menge current_ws
    initialisiere leere Menge max_ws_snapshot

    lese Inhalt der Datei mit Dateiname in ein Array pageAccesses ein
```

```
    für jede Seite page in pageAccesses:
        // Seite zum Fenster hinzufügen
        window.append(page)
        falls page nicht in page_count:
            page_count[page] = 1
            current_ws.add(page)
        sonst:
            page_count[page] += 1

        // Wenn das Fenster zu groß wird, älteste Seite entfernen
        falls window.größe > delta:
            oldest = window.pop_links()
            page_count[oldest] -= 1
            falls page_count[oldest] == 0:
                entferne page_count[oldest]
                current_ws.remove(oldest)

        // Maximales Working Set ggf. aktualisieren
        falls current_ws.größe > max_ws_snapshot.größe:
            max_ws_snapshot = kopie_von(current_ws)

    gib max_ws_snapshot aus
```

Verwendete Datenstrukturen und Variablen:

Name	Typ	Beschreibung
`window`	Warteschlange / Liste	Enthält die letzten Seitenzugriffe
`page_count`	Hashtabelle (Seite → Anzahl)	Speichert, wie oft jede Seite im aktuellen Fenster vorkommt
`current_ws`	Menge (Set)	Enthält die aktuell im Fenster vorhandenen unterschiedlichen Seiten
`max_ws_snapshot`	Menge (Set)	Enthält ein Working Set mit der maximalen bisher gefundenen Größe

Beispielausührung

Eingabeparameter:

- $= 5$
- Referenzfolge (z. B. in Datei gespeichert):

```
1
2
3
4
2
1
5
2
6
7
2
3
```

Schritt-für-Schritt-Auswertung:

Wir verschieben ein Fenster der Größe 5 über die Folge und bestimmen dabei das Working Set (WS), also die Menge der **verschiedenen** Seiten im aktuellen Fenster.

Fenster (Position)	Fensterinhalt	Aktuelles WS	Größe	Größtes WS bisher
1–5	[1, 2, 3, 4, 2]	{1, 2, 3, 4}	4	{1, 2, 3, 4}
2–6	[2, 3, 4, 2, 1]	{1, 2, 3, 4}	4	—
3–7	[3, 4, 2, 1, 5]	{1, 2, 3, 4, 5}	5	**{1, 2, 3, 4, 5}**
4–8	[4, 2, 1, 5, 2]	{1, 2, 4, 5}	4	—
5–9	[2, 1, 5, 2, 6]	{1, 2, 5, 6}	4	—
6–10	[1, 5, 2, 6, 7]	{1, 2, 5, 6, 7}	5	— (ebenfalls max.)
7–11	[5, 2, 6, 7, 2]	{2, 5, 6, 7}	4	—
8–12	[2, 6, 7, 2, 3]	{2, 3, 6, 7}	4	—

Ausgabe des Programms:

Das Programm gibt eines der größten Working Sets aus, z. B.:

```
{1, 2, 3, 4, 5}
```

Größe = 5

Das entspricht der ersten Stelle im Verlauf, an der ein Fenster mit 5 verschiedenen Seiten auftritt.