

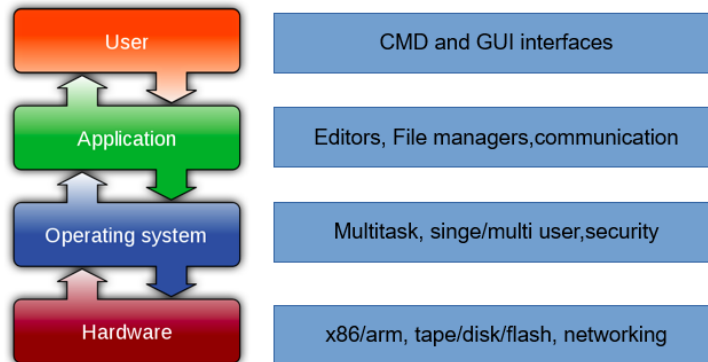
הרצאה 1:

1. היסטוריה של מערכות הפעלה¹:

- a. 1960 – מערכות Mainframe
- b. 1970 – PLATO
- c. 1980 – התחלת ה PC עם MSDOS ו XEROX
- d. 1990 – WIN95, LINUX ועוד...

2. מה זה מערכת הפעלה²:

- a. התפקיד הבסיסי ביותר של מערכת הפעלה – לאתחל את החומרה



- b. **Bootloader/BIOS** – מערכת הפעלה בסיסית, מאתחל את ה BUS (ערוץ תקשורת) מאפשר ל CPU לעבוד מול הזיכרון. (גם סוג של Bare Metal Machine)
- c. מערכת ההפעלה היא Extended Machine and a Resource Manager (יוסבר בהמשך)
- d. מערכת ההפעלה ממוקמת בין האפליקציות שרצות על המחשב לבין המשאבים הפיזיים שלו.
- e. היא מספקת לנו Common Interface ודרייברים לרכיבי חומרה שונים שהמחשב שלנו מורכב מהם בכדי שנוכל לפתח עליהם.
- f. **Extended Interface** – היא חוסכת לנו את הצורך ללמוד ממש לעבוד מול הרכיבים האלה ומספקת לנו API.
- g. **Extended Machine** – מספר תכונות של מערכת הפעלה לרבות:
 - i. ניהול משאבים
 - ii. יציבות ואמינות (מגיב תמיד אותו דבר)
 - iii. Portable – יכולת ריצה על מספר סוגים של מכשירים
 - iv. בטוח ועוד..
- h. **Resource Manager** – מנהלת לנו את כלל המשאבים שמחוברים למחשב, מספר תהליכים מקביליים, זיכרון ועוד.
- i. **CPU Management** – (מאפשר את עיקרון המקביליות שיוזכר בהרצאה 2) מנהלת את כלל הכניסות והיציאות למעבד IO ע"י 3 פעילות בסיסיות:
 - i. Computation – חישוב
 - ii. Communication – העברת מידע על ה BUS
 - iii. **Overlapping** – העמסת עבודות, לבצע עבודה אחרת בזמן שהמעבד מחכה/פעולה אחרת נעשית ועוד...
 - iv. **Scheduler** – אחראי בפועל על העמסת הפעולות.
 - v. **I/O Controller** – (יש לו מעבר משל עצמו) אחראי על ניהול המידע שנכתב ויוצא מהדיסק, ה CPU רק מפעיל אותו ומעביר אליו משימות, אחרי שהוא קיבל את ההוראה הוא כותב/קורא לבד.

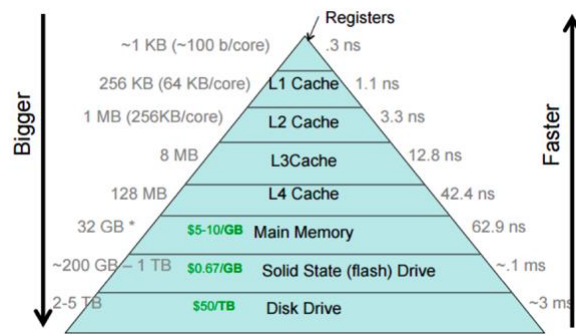
3. סוגי זיכרון (מהמהיר והיקר ביותר לאיטי והזול ביותר):

- a. Register – הכי מעניין, זה הזיכרון המרכזי של המעבד, הכי מהיר והכי יקר, הוגדר כסוג של API של המעבד.
- b. L1 Cache – כנ"ל על המעבד עצמו.
- c. L2... L4
- d. Main Memory – זה ה RAM
- e. Solid State (SSD)

¹ לא רלוונטי מעבר, דיבר על היסטוריה של מערכות הפעלה בדקות הראשונות

² מאתחלות את המחשב ומתחילות ריצה לפני מערכות הפעלה גדולות יותר LINUX ועוד

f. (HDD) Disk Drive



4. Interrupt and Input Handling

a. למעבד יש העדפה לאינטראקטים, סיגנל, כולם מגיעים מה Interrupt Controller בהתאם לאורך שניכנס, הוא יודע איזו פעולה לעשות. על כל אחד כזה שמגיע, המעבד עוזב את המ שיעשה, מטפל בו קודם ואז חוזר לעבודה שלו.

5. User Space / Kernel Space

- נמצאים במרחבי זיכרון שונים³, לפני שחילקו לתהליכים שונים, ביצעו את החלוקה הנ"ל.
- Privileged / Non Privileged – חלוקה למה שיש לו הרשאות לרוץ ולגשת ל KERNEL ולמה שלא.
- יש פונקציות שרק ה KERNEL יכול להריץ, אנו נקראים להם ע"י syscall מה-User Space. זה ה INTERRUPT היחיד שאפשר להשתמש בו מה User Space. זה יבצע Context Switch ובעצם ישלח INTERRUPT למעבד⁴ ע"י שליחת מספר SYSCALL.

הרצאה 2 :

6. Instruction Pointer – מצביע על הפונקציה הנוכחית שהמעבד מבצע.

7. Context Switch - למעבד יש תיעדוף גבוהה יותר לטיפול ב-Interrupt Header גם אם הוא כרגע נמצא בטיפול בפונקציה כלשהי. לטובת זה ב CPU יש Instruction Pointer שמקבל את ה Header ועובר אליו. שלבי ביצוע:

- שומרים את ה Program Counter, Stack Pointer ועוד.. במחסנית של ה Thread או ב TCB⁵ Thread (Control Block).
- עושים Load new program counter to the Interrupt Header.
- Run.
- חוזרים לפעולה הראשונה שביצענו ע"י המצביעים ששמרנו במחסנית.

8. Multi Programming / עיקרון ה"מקביליות"⁶ / ריצה מקבילית – בעצם עולם התכנות המקבילי, "תהליכון"⁷, "חוט"⁸, "THREAD". עיקרון שמתבסס כולו על Interrupts לעבודה של המעבד. כל תהליכון יקבל Time Sharing.

a. יתרונות:

- Utilization Improvements - משפר את השימוש במעבד.
- Pseudo Parallel Services - מראה מצב ש"כאילו" קיימת עבודה מקבילית של שירותים – על מעבד אחד.
- עבודה מקבילית אמיתית מתקיימת על מעבדים שיש להם יותר מליבה אחת.
- משפר זמן תגובה של משימות אינטראקטיביות (דברים שהמשתמש מריץ).

9. Thread – בסופו של דבר, "קוד" שזוכר מקום זיכרון ופונקציה להריץ. נכנסים אחד אחרי השני ל Scheduler. הוא מריץ פונקציות שהן Runnable⁹. היעוד שלו הוא לרוץ.

³ ב 59:00 נותן את הדוגמא למה זה לא טוב שכלל האפליקציות יהיו על אותו זיכרון, אחרת משתמשים רגילים יהיו יכולים לפנות ל REGISTERS ועוד דברים וליצור התנגשויות מה שיכול לייצר נזק.

⁴ שיטה שקיימת משנות ה-50, ציין שירחיב הרבה יותר בהרצאה 2

⁵ הסבר מתחיל ב 16:00 - https://en.wikipedia.org/wiki/Thread_control_block

⁶ הוזכר גם בהמצאה הקודמת

⁷ נקבע ע"י האקדמיה ללשון, לא משתמשים בזה.

⁸ המונח המקובל ע"י האקדמיה לשימוש היום בישראל.

⁹ כלומר קוד שאפשר להריץ אותו ע"י SCHEDULER I ,CONTEXT SWITCH

b. מצבים שונים של Threads :

- i. New – יצירה של תהליכון חדש
- ii. Ready Queue – נכנס לתור ביצועים של SCHEDULER
- iii. Running – רץ על המעבד
- iv. Blocked – מקבל הוראה לעצור ואז הוא לא רץ, מחכה שיריצו אותו.
- v. Terminated – סיים את כל הפעולות שלו ונמחק.

10. **Processes מבנה נתונים ששומר בתוכו את הפעולות והתוכן שלו** – מקבלת אשליה של זיכרון מלא, Full Memory Space, כך שלא יוכל לפגוע בתהליכים אחרים. דומה מאוד למכונות וירטואליות. כשאומרים שתהליך רץ מתכוונים בעצם לכך שה Thread שלו רץ.

- a. היעוד שלו הוא לבצע הפרדה בין תהליכים שונים.
- b. לכל תהליך יש לפחות חוט אחד (כמעט תמיד יהיו יותר).
- c. יש לו מרחב כתובות משלו, Full Virtual Memory Space.
- d. Stack – המחסנים של החוטים שלו.
- e. Heap.
- f. מידע – DATA
- g. Code Segment
- h. File/Socket descriptor – פנייה לתקשורת ומערכת הקבצים.
- i. Signals – Settings
- j. CMD arguments
- k. Environment Variables
- l. PID – Process ID
- m. PPID
- n. Permissions / Privileges

הרצאה 13:

11. **System Calls :**

a. **Fork() – מייצר תהליך חדש**¹²

- i. יוצר תהליך חדש שהוא העתק של האב (התהליך שקורא ל FORK) כולל כל הרגיסטרים של הקבצים, מפות זיכרון וכו'.
- ii. השוני היחיד הוא ה PID ו PPID (Parent Process ID).
- iii. הפונקציה מחזירה :
 - (1) את ה PID של הילד אם נקרא ע"י האב.
 - (2) 0 אם נקרא ע"י הילד.
 - (3) 1- אם נכשל¹³.
- iv. עיקרון **Copy On Write**¹⁴ במקום לייצר הכל מחדש נעתיק את התהליך הקודם ונעבוד עליו. כלומר, עד שהתהליך לא מגדיר לעצמו זיכרון שונה או תוכן שונה הוא עדיין ירוץ עם מה שהוגדר והוקצה לאבא שלו.
- b. **Getppid()** – פונקציה שמחזירה את התהליך אב של הילד.
- c. **Exec()** – משפחה של פונקציות שמריצות תהליכים, מחליפות בין תהליכים.
- d. **Wait()** – מחכה לשינוי במצב של אחד מהילדים של התהליך. אחרי שהוא מסיים לאסוף את הסטאטוס, אחרי שהוא מסיים, הוא מוסר מהתהליכים שרצים.
- e. **Waitpid() / waited()** – יותר ספציפי מהפונ' הקודמת, מחכה לפעולה ועדכון מתהליך ספציפי ע"י שימוש ב ID שלו.
- f. **Exec()** – משפחה של פקודות שמריצות פקודה מסוימת, מחליף את ה image של התהליך הנוכחי באחד חדש, באותה פקודה שקיבל קודם.
- g. **Errno** – משתנה סביבה של המערכת שמטפל בשגיאות בזמן ריצה, מסמן לנו בד"כ מה נדפק בדרך.
- h. **Zombie** – כשתהליך מסתיים מקצים מחדש את המשאבים שלו, האב אחראי על איסוף סטאטוס הסיום של התהליך ברגע שהוא יוצא. אם הוא לא עושה את זה אז התהליך ילד הופך לזומבי. כלומר, תהליך שסיים והאב לא אסף את הסטאטוס שלו¹⁵.

¹⁰ מתחיל אחרי ההפסקה – 1:24:00 נותן דוגמא ל CRASH שנגרם בשני תהליכים ע"י בעיה באחד מהם זה מה שהביא לחלוקה של ה SPACE

¹¹ בתחילת ההרצאה עושה חזרה על מה שנלמד עד כה בדגש על תהליכים, Interrupts, חוטים ועוד... עד 20:00

¹² קוד לדוג' ב 24:20

¹³ יכול לקרות אם יש יותר מדי תהליכים, אין משאבים ועוד..

¹⁴ דוגמא ב 34:00

¹⁵ במערכות UNIX חדשות זה לא יקרה כי יש תהליך "אימוץ"

i. **Orphan** – מקרה הפוך שהאב "מת" לפני שהילד מסיים. כלל היתומים מאומצים ע"י התהליך `init`.

12. Thread / חוט –

a. יתרונות:

- i. ריצה במקבילה
- ii. שיתוף של קבצים בין חוטים שונים
- iii. שיפור אינטראקטיביות

b. הבדלים מול **Process**:

- i. בשורה התחתונה – **THREAD** נועד לריצה ותהליך הוא מעטפת שלמה שכוללת גם יכולות ריצה.
- ii. מידע משותף בשונה ממידע ייחודי לתהליך.
- iii. כנ"ל בקוד
- iv. כנ"ל בנוגע ל O/I
- v. כנ"ל בנוגע לטבלת סיגנלים.
- vi. לשניהם יש **STACK** משלהם, כלומר אותו ¹⁶Memory Segment
- vii. כנ"ל בנוגע ל **PC**
- viii. כנ"ל בנוגע ל **REGISTERS**
- ix. כנ"ל בנוגע ל **STATE**
- x. מעבר **Context Switch** בין חוטים הוא זול יחסית לתהליכים שם הוא כבד יותר.

c. ¹⁷**User Level / Kernel Threads** –

- i. (שאלת ראיון עבודה) ב-**UNIX/LINUX** יש שני **Scheduler** שונים שמנהלים את התיעדוף ביניהם, ב **KERNEL** מה שמריץ אותם הוא של מערכת ההפעלה וב **USER SPACE** יש **User Level Scheduler**.
- d. ¹⁹**Portable Operating System Interface - POSIX** – תקן שנקבע ע"י **IEEE** שמטרתו שתהיה תמיכה בין מערכות הפעלה שונות. הוא בעצם מגדיר את ה-APIים השונים במהלך הפיתוח.

```
int pthread_join(pthread_t th, void** thread_return)
```

Suspends the execution of the calling thread until the thread identified by `th` terminates.

On success, the return value of `th` is stored in the location pointed by `thread_return`, and a 0 is returned. On error, a non-zero error code is returned.

At most one thread can wait for the termination of a given thread. Calling `pthread_join` on a thread `th` on which another thread is already waiting for termination returns an error.

`th` is the identifier of the thread that needs to be waited for

`thread_return` is a pointer to the returned value of the `th` thread (can be NULL).

```
void pthread_exit(void* ret_val)
```

Terminates the execution of the calling thread. Doesn't terminate the whole process if called from the main function.

If `ret_val` is not null, then `ret_val` is saved, and its value is given to the thread which performed `join` on this thread; that is, it will be written to the `thread_return` parameter in the `pthread_join` call.

i.

הרצאה 204:

13. **IPC – Inter Process Communication**: תהליך בסופו של דבר הוא "מקום מבודד" בזיכרון אבל צריכה להיות לו היכולת להעביר מידע בינו לבין תהליכים אחרים.

a. מוטיבציה:

i. ידוע של תהליכים חשובים:

- (1) שגיאות
- (2) בקשות של המשתמש להרוג את התהליך
- (3) עצירה על **BREAKPOINT** למטרות **DEBUG**

¹⁶ נקרא גם **safe storage / safe segment (TLS/TSS)**

¹⁷ מתחיל ב 1:26:00

¹⁸ <https://en.wikipedia.org/wiki/POSIX>

¹⁹ מתחיל 1:33:00 מדבר ארוכות על יצירה של חוטים עד סוף ההרצאה

²⁰ ב-20:00 הראשונות לא נמצא בשיעור.

- b. כלל התהליכים מנוהלים במנה הנתונים ²¹Process Control Block.
- c. **דוגמא/בעיה²²**: מצב שבו תהליך נתקל בבעיה, כגון חלוקה באפס, צריך להודיע לתהליך שהוא נתקבל בבעיה, איך נעביר את המידע/סיגנל הזה לתהליך?
14. **SIGNAL** – יכול להישלח ע"י ה KERNEL או ע"י תהליך אחר. סוגי סיגלים:

- **SIGSEGV** – **SEGmentation Violation**
- **SIGFPE** – Floating point error, eg division by 0
- **SIGILL** – Illegal instruction
- **SIGINT** – Interrupt, eg by user pressing ctrl+C. By default causes the process to terminate.
- **SIGABRT** – Abnormal termination, eg by user pressing ctrl+Q.
- **SIGTSTP** – Suspension of a process, eg by user pressing ctrl+Z
- **SIGCONT** – Causes suspended process to resume execution
- Which are synchronous?
- [More POSIX signals](#)

Signals 1,2,3 are synchronous, since they may arrive only as a response to a command that has been executed

- a. **טיפול בסיגנלים והתנהגות דיפולטיבית לטיפול בהם**:
- i. התנהגות **דיפולטיבית** ABORT, כל עוד לא הגדרנו טיפול אחר בסיגנל SIG-DFLT.
 - (1) SIGTERM עושה טרמינציה של התהליך.
 - (2) floating point exception – SIGFPE
 - (3) SIGCHLD – הילד יצא או חוסל, האב מקבל את ההודעה, דיפולטיבית הוא מתעלם או מבצע
- Default Action**
- ii. **Signal Handlers** - ניתן להגדיר ידנית את הטיפול בסיגנל (שינוי הערך הדיפולטיבי) ע"י קריאה לפונקציות:
- (1) **Signal() / sigaction(²³)**
- a. מומלץ להיות עקבי בשימוש בפונקציות הנ"ל, לא לקרוא לשניים שונים במהלך התכנות
 - b. ההבדלים ביניהם גדולים, הראשונה פשוטה יותר והשנייה יציבה וגמישה יותר.
- לדוג':

signal()

sighandler_t signal (int signum, sighandler_t handler)

- Installs a new signal handler for the signal with number **signum**.
- The signal handler is set to **sighandler** which may be either
 - A user specified function
 - **SIG_IGN** (ignore the signal)
 - **SIG_DFL** (use the default signal's actions)
- **signal()** is **one-shot**
 - Should be called again after every signal caught
- Just as bad as one-time dishes

(2) **Sigblockmask()** – משנה את הרשימה של הסיגנלים החסומים.

²¹ https://en.wikipedia.org/wiki/Process_control_block

²² מדגים את הבעיה הנ"ל עד 35:00

²³ <https://man7.org/linux/man-pages/man2/sigaction.2.html>

3) Signal Bloacking – אומר למערכת ההפעלה להשהות את הטיפול בסיגנל למועד אחר²⁴.

4) התעלמות ע"י SIG_IGN.

iii. טיפול בסיגנל ע"י USER FUNCTION, אנחנו מגדירים מה יקרה כאשר ניתקל בסיגנל²⁵.

iv. Default Actions (הכי נפוצים השניים הראשונים):

1) EXIT – מאלץ את התהליך לצאת.

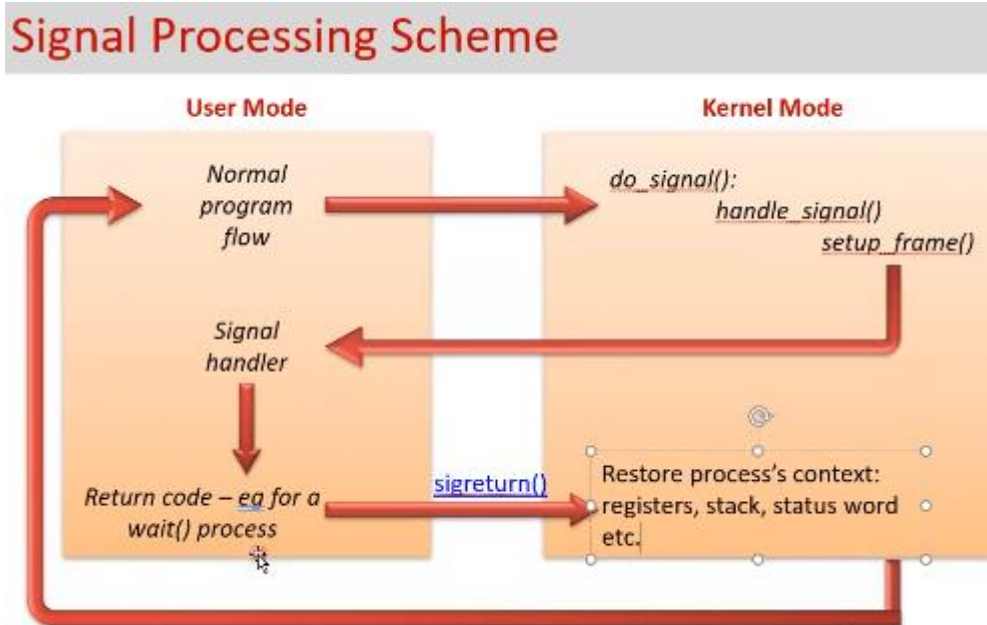
2) CORE²⁶ – מייצר קובץ CORE²⁷ ויוצא.

3) STOP – עוצר/משהה את התהליך.

4) IGNORE

5) CONTINUE

v. במהלך הטיפול יהיו לנו במקסימום 4 Context Switching:



vi. מגבלות טיפול בסיגנלים:

1) (שאלה מראיון עבודה) לא כל סיגנל ניתן לתפוס, לדוג':

a. SIGKILL – ישר הורג את התהליך, לא ניתן להמשיך אחרי.

b. SIGSTOP – עוצר את התהליך, יהיה ניתן להמשיך בהמשך.

2) כאשר אנו עושים FORK אנחנו מעתיקים גם את ההתנהגות טיפול שהוגדר לתהליך אב, בכדי לאפס את הנייל נצטרך לקרוא לפונ' `execvp()` שמאפסת ומחזירה לדיפולטיביים את הטיפול בסיגנלים.

3) Signal Handler – לא יכול לראות את המצב של התהליך, הוא מקבל רק מספר טיפול של SIGNAL.

vii. Real Time Signals:

1) לא מוגדרים מראש, ניתנים להגדרה ע"י האפליקציה. לא כל כך משתמשים בזה בתהעשייה.

2) ב POSIX מוגדרים לנוי 32 סיגנלים בזמן אמת שהם מורכבים יותר.

a. יכול להשהות כמה INSTANCES במקביל.

b. מאפשר מידע עשיר יותר.

c. עובר בסדר קבוע.

viii. שליחת סיגנלים בפועל:

1) מהמקלדת

2) מה CMD ע"י הפקודה `KILL`²⁸:

`$kill -SIGTERM <pid>`

`$kill -1 <pid>`

`$kill -9| <pid>`

a. SYSCALL ומה 3)

²⁴https://www.gnu.org/software/libc/manual/html_node/Blocking-Signals.html

²⁵ הטיפול עדיין תלוי במערכת ההפעלה, ב KERNEL, אם הוא מחליט שהטיפול לא מספיק טוב אוח שצריך לעשות ABORT הוא יעשה זאת.

²⁶https://en.wikipedia.org/wiki/Core_dump

²⁷ חשוב לציין שהקובץ נוצר בד"כ שהמערכת קורסת, זה נועד ל DEBUGGING, כמובן שלעיתים יש תקלות שמונעות את יצירת הקובץ.

²⁸<https://man7.org/linux/man-pages/man2/kill.2.html>

15. שאלות חזרה וחשיבה :

- a. שאלה : מה ההבדל בין סיגנל לאינטראפט?
תשובה : סיגנל זה אירוע שנוצר ע"י המעבד, אינטראפט מגיע ממקורות שהם לא המעבד²⁹.

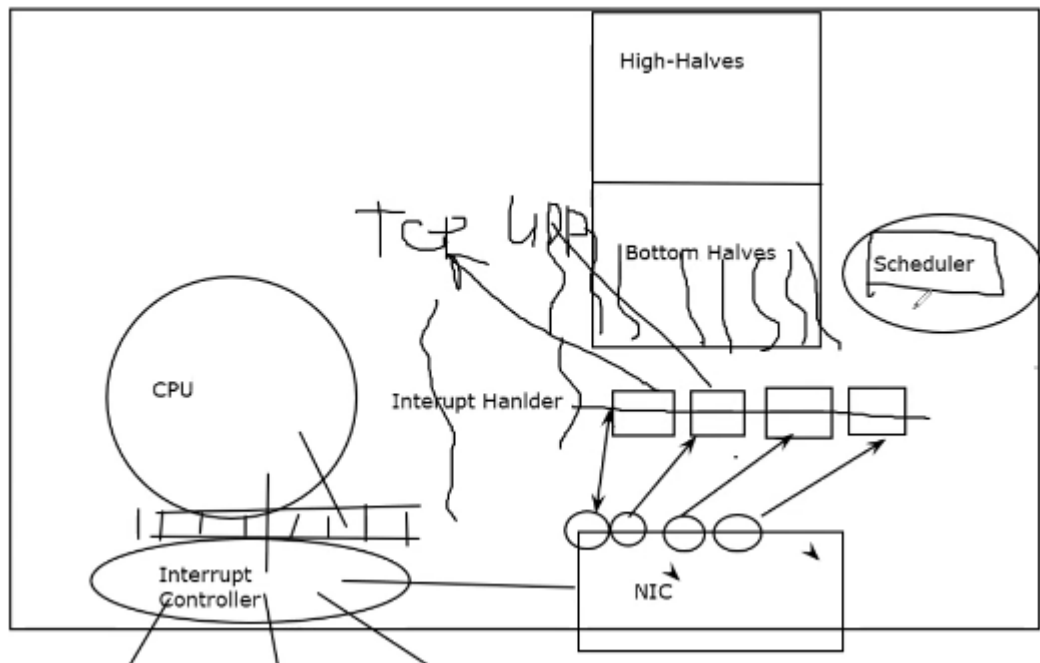
הרצאה 5 :

16. מילון מונחים ומדדים בנושא תיעדוף ותזמון :

- a. **Throughput** – מס' התהליכים שמסתיימים פר זמן נתון / כל יחידת זמן.
b. **Efficiency: CPU Utilization** – אחוז הזמן שבו המעבד עסוק (יש לו משימות)³⁰.
c. **Turnaround Time**³¹ – הזמן הממוצע בין הגשת המשימה לתור ועד שהיא מסתיימת.
d. **Waiting Time** – סכום כל הזמן של כל האינטרבליים שתהליך היה בתור לביצוע.
e. **Response Time** – הזמן בין הגשה של משימה על ל OUTPUT הראשון שלו.
f. **Fairness** – תהליכים דומים צריכים לקבל משאבים דומים.

17. תיעדוף Interrupts (כללי) :

- a. טיפול ב Interrupts מתועדף מאוד גבוהה וחייב להסתיים מאוד מאוד מהר. לדוג': אסור לתת פקודה לישון
b. חלוקת התעדוף בצורה גסה היא ל חצי עליון וחצי תחתון (HALVES)
i. בחצי התחתון, Bottom Halves, התיעדוף יעשה ע"י ה Scheduler
c. **Interrupt Handler**³² – הקוד שירוצ כאשר יקרא אותו האינטראפ.
d. **Interrupt Controller** – מס' מקורות Interrupt אפשריים לתהליך הנוכחי ומה הקיבולת שלהם³³.



18. Scheduler המתזמן :

- a. כל החוטים שבמצב **READY**, מחכים לכוח עיבוד, מגיעים למתזמן.
b. **CPU Bound / IO Bound** – שני סוגים שונים של משימות שניתן להעביר ל SCHEDULER, האחד שדורש כוח חישוב גבוהה ע"י ה CPU והשני דורש רק IO (כמו הרצת מוזיקה).
c. **סוגי מערכות ב OS בראיית ה Scheduler**:
i. **Batch** – בדרך כלל התיעדוף הנמוך ביותר, לא אינטראקטיבי מול המערכת. משתמשים בבנקים, סופרים וכו'.
ii. **Interactive** – בעל מטרות רב משמעיות, כבד יותר, בדרך כלל מערכות הפעלה ושרתים.
iii. **Real-Time** – משימות שחייבות להסתיים בזמן, התיעדוף הגבוהה ביותר. שעונים חכמים, רכבים אוטונומיים ועוד.
d. **מטרות המתזמן – תלוי מערכת :**

²⁹ <https://pediaa.com/what-is-the-difference-between-signal-and-interrupt/#:~:text=The%20difference%20between%20signal%20and%20interrupt%20is%20that%20signal%20is,component%20other%20than%20the%20CPU>

³⁰ זה עקרון המקביליות, כל זמן שיש משהו מחכה, צריך למצוא משימה אחרת לעשות.

³¹ https://en.wikipedia.org/wiki/Turnaround_time

³² https://en.wikipedia.org/wiki/Interrupt_handler

³³ <https://www.sciencedirect.com/topics/computer-science/interrupt-controller>

- i. להיות הוגן עם כל משימה
 - ii. אחראי על אכיפת המדיניות של המערכת הפעלה.
 - iii. אחראי על איזון בין העבודות השונות.
- במערכות שונות:

Batch systems

Throughput - maximize jobs per hour
 Turnaround time - minimize time between submission and termination
 CPU utilization - keep the CPU busy all the time

Interactive systems

Response time - respond to requests quickly
 Proportionality - meet users' expectations

Real-time systems

Meeting deadlines - avoid losing data
 Predictability - avoid quality degradation in multimedia systems

e. סוגי תזמון שונים³⁴:

- i. **Preemptive** – תלוי זמן, גם אם לא סיימת מחליפים את החוט בחוט אחר.
- ii. **Non-Preemptive** – רק ברגע שחוט מסיים עבודה רק אז מקצים למשהו אחר, בין אם נתקעת או החלטת בעצמך.

• Preemptive Scheduling

A task may be rescheduled to operate at a later time (for example, it may be rescheduled by the scheduler upon the arrival of a "more important" task).
 Pay attention of too many context switches' overhead.

• Non-Preemptive Scheduling

Task switching can only be performed with explicitly defined system services, e.g.
 - I/O operation which *block* the process
 - explicit call to `yield()`



19. אלגוריתמים לתזמון:

a. **FCFS – First Come First Served**

- i. Non-Preemptive
- ii. הוגן בזמני ההמתנה
- iii. מתאים למערכות BATCH
- iv. לא יעיל בשימוש ב IO

b. **SJF – Shortest Job First**

- i. Non-Preemptive (יש גם הפוך)
- ii. מאפשר זמני turnaround מינימליים.
- iii. **חיסרון** (לא תמיד נדע מראש) צריך לדעת את האורך של המשימה מראש.
- iv. **חיסרון** יכול לגרום ל ³⁵Starvation (מניעת משאבים מתהליך בצורה שחוזרת על עצמה).
- v. כל המטלות צריכות להיות זמינות מההתחלה בכדי להיות יעיל יותר (כי אחרת יכנס משהו קצר והוא יחכה בתור הרבה זמן).

c. **SRTF – Shortest Remaining Time First**

- i. גרסת Preemptive של הקודם.
- ii. מאפשר זמני turnaround מינימליים.
- iii. מתאים לעבודות אינטראקטיביות.
- iv. צריך לדעת כמה זמן נשאר למשימה.

d. **HRRN – Highest Response Ratio Next**

- i. Non-Preemptive

³⁴ / <https://www.geeksforgeeks.org/preemptive-and-non-preemptive-scheduling>
³⁵ [https://en.wikipedia.org/wiki/Starvation_\(computer_science\)](https://en.wikipedia.org/wiki/Starvation_(computer_science))

- ii. מנסה להימנע מהבעיות של SJF ע"י לקיחה בחשבון של הזמן שחיכה התהליך.
 iii. התיעדוף מחושב ע"י נוסחה:

$$Priority = \frac{waiting\ time + estimated\ run\ time}{estimated\ run\ time} = 1 + \frac{waiting\ time}{estimated\ run\ time}$$

e. **Round Robin**:

- i. כיום זה האלגוריתם הדיפולטיבי בלינוקס וב UNIX עם Flavor שונים (בנוסף לתיקון קטן שיעלה בהמשך השיעור) בכללי יש לו מעט שכלולים לאלגוריתם הזה.
 ii. Preemptive.
 iii. הוגן בחלוקת המשאבים.
 iv. מגדירים Quant לכל משימה ומשימה וכך זה יחולק ע"י Slice זהים של זמן.
 v. לכל המשימות יש תיעדוף זהה.
 vi. מתאים גם לאינטראקטיב וגם ל BATCH.

f. **Multi-Level Queue Scheduling**:

- i. מה שממומש בפועל היום מערכות ההפעלה Windows, Mac ועוד.
 ii. מחלק את התור הקיים לכמה תורים.
 iii. כאשר תהליך מחכה בתור נכנסים להתליך aging שבמהלכו אנחנו מעלים לו את התעדוף בכדי שלא יורעב.
 iv. באופן דומה, תהליך שמקבל הרבה כוח ותיעדוף על המעבד, אפשר להוריד לו את התיעדוף.
 v. תהליכים אלו נקראים Promotion Up and Promotion Down.

20. שאלות תרגול וחזרה על הנושא^{36, 37}:

- a. **שאלה**: מערכת מריצה תהליך בודד שמחכה ל IO כ-60% מהזמן במוצע. מה הניצול CPU המוערך (CPU Utilization)?
תשובה: אם תהליך חוסם IO ל-60% מהזמן אזי הניצול של המעבד הוא רק 40% כי בכל שאר הזמן הוא מחכה ואין ניצול.
 b. **שאלה**: אותו המצב רק שהפעם יש 3 תהליכים שרצים
תשובה: נשים לב שבכל זמן נתון **ההסתברות**³⁸ שכל שלושת התהליכים חוסמים IO הוא $0.6^3 = 0.216$. כלומר הניצול CPU הוא $1 - 0.216 = 0.784 \approx 78.4\%$. זאת מכיוון שפחות סביר ששלושת התהליכים כולם מחכים, אחד מהם כנראה יקבל.
 c. **שאלה**: ישנם מס' תהליכים שדורשים טיפול, מה הזמן QUANTA האופטימלי בטיפול כאשר אני באלגוריתם Round Robin? זאת בהנחה שאנחנו לא משקללים זמן Context Switch אזי כאן נגדיר אותו להיות 0.
 המטרה שלנו להגיע ל minimal average turnaround time.
תשובה: אנו מגלים שלא כדאי לקחת זמני QUANTA נמוכים מדי ועוד אם היה צריך לחשב את ה CS אפילו הממוצע היה ארוך יותר³⁹.

$$P_A=6, P_B=3, P_C=1, P_D=7$$

- Quanta = 1:

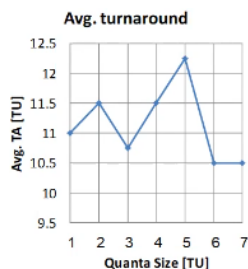
A	B	C	D	A	B	D	A	B	D	A	D	A	D	A	D	D
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17

$$(3+9+15+17)/4 = 11\ TU$$

- Quanta = 2:

A	A	B	B	C	D	D	A	A	B	D	D	A	A	D	D	D
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17

$$(5+10+14+17)/4 = 11.5\ TU$$



- Quanta = 3: 10.75 TU
- Quanta = 4: 11.5 TU
- Quanta = 5: 12.25 TU
- Quanta = 6: 10.5 TU
- Quanta = 7: 10.5 TU

- d. **שאלה**: בנושא Non-Preemptive Scheduling, 5 משימות מגיעות בערך באותו זמן. מצ"ב התיעדוף שלהם והזמן ריצה המשוער:

³⁶ מתחיל באזור 49:00

³⁷ אחרי 1:30:00 הוא מראה עוד ועוד דוגמאות מתקדמות ואומר שזה רשות וכדאי לעבור על זה, על כן לא נכנס לסיכום.

³⁸ בדומה לחוקי ההסתברות ניתן לראות שכאן המשלים של ה IO הוא ה-CPU עצמו ועל כן על הזמן שהם מחכים אנחנו מעלים בשלוש ואז מורידים את התוצאה מ-1.

³⁹ מעבר לכך, אם הזמן ארוך מדי אנחנו כבר הופכים ל FIFO שזה כבר לא המטרה שלנו במודל.

PID	Priority	Time
P ₁	3	10
P ₂	5	6
P ₃	2	2
P ₄	1	4
P ₅	4	8

כלל המשימות הן CPU Bound. אנחנו מתעלמים ב CTXW⁴⁰. צריך לחשב לכל אלגוריתם את הזמן TU המינימאלי.

תשובה:

- Priority Scheduling (non-preemptive, Higher number means higher priority),
 - Non-preemptive FCFS, assuming the jobs arrived in inc. order (P₁, P₂, ..., P₅)
 - Non-preemptive Shortest job first.
1. Priority Scheduling:
(6+14+24+26+30)/5=20
 2. FCFS:
(10+16+18+22+30)/5=19.2
 3. SJF:
(2+6+12+20+30)/5=14

- i. כאשר מדובר ב SJF אנחנו נכניס לפי הקצר ביותר לתור, נשים לב שבכל אחד נסכום גם את הזמן שלו וגם את הזמן של מי שלפניו – ראינו שקיבלנו את התוצאה הטובה ביותר.
 - ii. כאשר אנו מתעלמים נטו לפי התיעדוף אנו רואים שקיבלנו את התוצאה הגרועה ביותר.
- e. שאלה: בנושא Preemptive Dynamic Priorities, נבחר אלגוריתם לדוגמא שמתעדף כל תהליך לפי מס', גבוהה יותר שווה מתועדף יותר, תהליך מתחיל בתיעדוף 0. כאשר תהליך מחכה למעבד התיעדוף שלו עולה בקצב a וכשהוא רץ התיעדוף משתנה בקצב b. אנחנו יכולים לקבוע את המשתנים הנ"ל.

תשובה:

במקרה הבא ניתן לראות שקיבלנו FCFS בגלל שהנתונים גורמים לכך שמי שמגיע קודם יכנס קודם.

- What is the algorithm that results from $\beta > \alpha > 0$?

Consider the following example: P₁, P₂, P₃ arrive one after the other^I and last for 3 TU. $\alpha=1$, $\beta=2$ (bold marks the running process):

Time	1	2	3	4	5	6	7	8	9
P ₁	0	2	4						
P ₂		0	1	2	4	6			
P ₃			0	1	2	3	4	6	8

The resulting schedule is a non-preemptive **FCFS**.

בדוגמא הבאה קיבלנו LIFO מכיוון שבכל ששן ריצה הזמן ירד אז הוא מחליף ביניהם מהר.

- What is the algorithm that results from $\alpha < \beta < 0$?

Consider an identical example as before, but now $\alpha=-2$, $\beta=-1$:

Time	1	2	3	4	5	6	7	8	9
P ₁	0	-1	-3	-5	-7	-9	-11	-13	-14
P ₂		0	-1	-3	-5	-7	-8		
P ₃			0	-1	-2				

The resulting schedule is **LIFO**.

הרצאה 6:

21. Real Time OS⁴² - הגדרה:

- a. מערכת הפעלה REAL TIME משמעותה שכל משימה מגיעה עם דד-ליין.
- b. לדוגמא:

i. Safety Critical System – מערכת שלכישלון בה יש משמעות קטסטרופית כגון טילים.

⁴⁰ זמן המתנה של Context Switch בדומה לתרגיל הקודם.

⁴¹ התחיל בסוף ההרצאה הקודמת, עושה חזרה בתחילת הרצאה 6 וממשיך.

⁴² https://en.wikipedia.org/wiki/Real-time_operating_system

- .ii **Hard RT System** – מחייב סיום בדד-ליין אחרת אין משמעות לתוצאות הריצה.
- .iii **Soft RT Systems** – כגון מערכות תקשורת, SWITCH, ראוטר רכבים חכמים ועוד. כאן אי עמידה בזמן לא תמיד אומרת שהתוצאה הרסנית או חסרת משמעות.

דוג':

Hard-RT: VxWorks, QNX (Blackberry, Infotainment for Automotive), LynxOS (military), eCos, GreenHills Integrity (avionics)
Soft-RT: RT-Linux, Windows-CE.

c. הערה: מערכת EMBEDDED⁴³ היא לא בהכרח RT!

22. Real Time OS – תכונות והקצאות זיכרון:

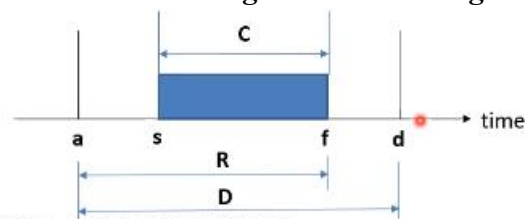
- a. פחות תכונות ומרכיבים מ **Server OS/Desktop OS**:
 - i. חלק מהמערכות הנ"ל הן בעלות מטרה אחת בלבד כגון העברת פאקטות וניתוב, כיוון טיל, GPS וחישוב המסלול הקצר ביותר.
 - ii. אין GUI
 - iii. יכולות חומרה מוגבלות.
- b. **Memory Addressing**:
 - i. לעיתים עובדים עם כתובות פיזיות (בקרס) – כיום זה נדיר מאוד במערכות הנ"ל.
 - ii. כיום ההקצאות עם וירטואליזציה לרוב.

23. Real Time OS – דרישות מימוש:

- a. **Preemptive kernel**
- b. **Priority Preemptive scheduler** – בהמשך נבחן את קביעת התיעדוף.
- c. **Low latency** – ברגע שמשימה מתחילה, ישר מגיעה למעבד בלי לחכות הרבה.
- d. **Minimized Jitter**⁴⁴ – ממקסם את היכולת לחזות את הזמנים והמשאבים הנדרשים עבור ריצה לדוג' וריאציות של זמני פאקטות ועוד. המטרה היא שעיבוד של כל משימה יהיה ניתן לחיזוי ושהמוצע יהיה אחיד (פיזור מינימאלי).
- e. **מילון מושגים**:
 - i. **Event Latency** – זמן מאז שתהליך מתחיל עד שנגמר. לדוג' לחיצה על בלמי הרכב ועד עצירה, לחיצה על העכבר ועוד...
 - ii. **Interrupt Latency** – זמן מאז שיInterrupt מגיע עד שהמשימה שלו מתחילה.
 - iii. **Dispatch Latency of Scheduler** – זמן שנצרך ע"י ה Scheduler לעצור משימה אחת ולהתחיל אחרת.

24. Scheduler – Real Time OS

- a. המטרה העיקרית היא להגיע לדד-ליין בכלל המשימות אזי הוא לא הוגן בשונה מהאחרים.
- b. תכונות במערכות הפעלה אחרות שלא רלוונטיות כאן או רלוונטיות פחות:
 - i. Maximum CPU Utilization
 - ii. Best Throughput
 - iii. Minimum Average Turnaround
 - iv. Response and waiting times
- c. **אלגוריתם ל RT Scheduling – Job Timing**:



- **a** – arrival (release) time – when job is ready for exec
- **d** – absolute deadline – when the job to be completed
- **s / f** – when the job starts/finishes
- **C** – computation time or *worst case execution time (WCET)* – the time length necessary for CPU to complete the job without interruptions
- **R** – response time – the time length since arrival till job finishes: $(f - a)$
- **D** – relative deadline – the time length since arrival till the absolute deadline: $(d - a)$
- **Missing the Deadline**: if $R > D$ or $f > d$

⁴³ https://en.wikipedia.org/wiki/Embedded_system

⁴⁴ <https://en.wikipedia.org/wiki/Jitter>

i. D - הערכת הזמנים אבסולוטית מוגדרת ע"י מהנדסים או תקנים⁴⁵.

ii. C – זמן החישוב או תמיד ניקח בחשבון את הזמן הגרוע ביותר.

iii. $U = \sum (C_i/P_i)$ - שקלול כלל הפעולות - U

(1) C – זמן COMPUTATION

(2) P – זמן אקטיבציה, שווה לסך ה-DEADLINE הרלטיבי.

(3) אם U גדול ממספר המעבדים המערכת לא תעמוד בראש בדד-ליין

(4) לסיכום- כל משימת זמן אמת מאופיין ע"י שלושה מאפיינים (לפי תעדוף) זמן, דד-ליין וזמן

אקטיבציה. Task (C, D, P)

25. סוגי אלגוריתמי תזמון:

a. EDF – Earliest Deadline First

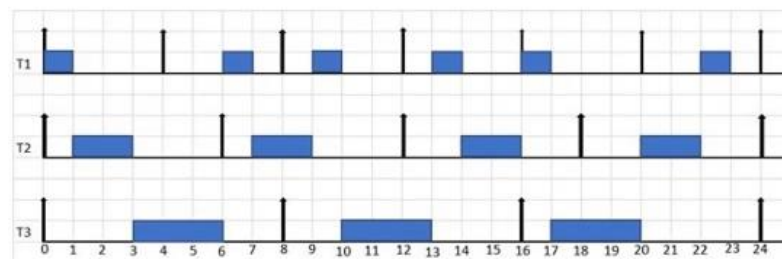
i. אין הערכה של P

ii. Dynamic Priority – כלומר קובע אותם תוך כדי ריצה ומתאים בהתאם.

iii. לדוג⁴⁶:

– T1 (1,4,4), T2 (2,6,6) and T3 (3,8,8)

– $U = 1/4 + 2/6 + 3/8 = 0.250 + 0.333 + 0.375 = 0.958$ - feasible



בתמונה הנ"ל T1 יהיה הכי קרוב מכיוון שהדד-ליין שלו הכי נמוך, הוא יכנס ראשון. בכל נקודה ונקודה מסתכלים מתי הדד-ליין הנוכחי של מה שרץ על המעבד ומתי הדד-ליין הכי קרוב של מה שנכנס.

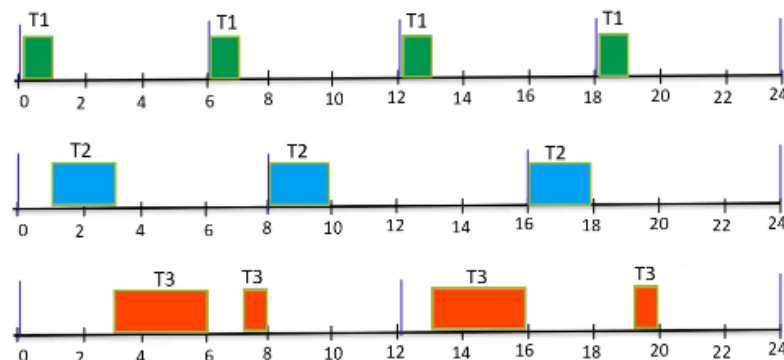
b. RM – Rate-Monotonic⁴⁷:

i. מגיע עם Priority קבועים מראש.

ii. יתרון – במקרה ויש כאן עומס יתר המשימות החשובות ביותר יקרו.

iii. לדוג⁴⁷:

Example using T(C,T,D): T1 = (1,6,6), T2=(2,8,8) and T3(4,12, 12)



בתמונה הנ"ל ניתן לראות שבכל פעם שמגיע T1 בגלל שיש לו את התיעדוף (זה מכיוון שיש לו את זמן הריצה הנמוך ביותר) הכי גבוהה הוא יעצור הכל ויכניס אותו למעבד.

⁴⁵ תקנים בדומה לתקנים של פרוטוקולי תקשורת בהם לכל אחד זמנים מוגדרים מראש.

⁴⁶ מתחיל להתעמק ב 32:00

⁴⁷ <https://www.geeksforgeeks.org/rate-monotonic-scheduling/>

RM	EDF
Low overhead of scheduling: $O(1)$ with priority sorting in advance	High overhead of scheduling: $O(\log n)$ with AVL tree
For static-priority	For dynamic priority. Optimal
The exact schedulability test is complex, but boundary test is simple	Schedulability test is easy ($D == T$)
Least upper bound of U : 0.693	Least upper bound of U : 1.0 ($D == T$)
In general, requires more preemption.	In general, requires less preemption.
Practice: easy to implement.	Practice: Complex to implement due to dynamic priorities, but there are known industry designs (Linux).
Rather stable. Even if some lower priority tasks fail to meet the deadlines, others still can do it.	Not stable. If a task fails to meet its deadline, the system may fail due to domino effect. Admission control is desired.

26. התאמה של Linux ל RT:

- a. במקור לינוקס לא היה מותאם כלל למשימות RT⁴⁸.
 b. אחרי השדרוגים שביצע Molnar בשנות ה-90 של Linux התחילה להתאים למשימות Soft Real Time.
 c. סוגי Linux Scheduling בסיסיים (לפני השדרוג)⁴⁹:

- **SCHED_OTHER / SCHED_NORMAL**
 - Standard Round-Robin time-sharing policy
- **SCHED_BATCH**
 - Round-Robin. Tasks are assumed to be non-interactive and CPU-bound with default slice of 1.5 sec. Cache-friendly policy.
- **SCHED_IDLE**
 - Round-Robin with higher slice given to low-priority tasks
- **SCHED_FIFO**
 - POSIX RT-class. FIFO without time-slicing
- **SCHED_RR**
 - POSIX RT-class. RR time-slices with preemption

d. SCHED_DEADLINE הוא פוליסי חדש שהגיע בעדכון של Molnar:

- i. מכניס מנגנון EDF
 ii. CBS – Constant Bandwidth Server Scheduling
 1) EDF יציב
 2) מונע את אפקט הדומינו שגורם לתקלות.

27. Synchronization:

- a. תיאור הבעיה/ מוטיבציה⁵⁰ – מתחיל בהדגמה של קוד שמתאר אינקרמנטציה עם חוטים שמראה שהיא לא מצליחה למספר המיועד.
 b. נריץ `objdump -d -S | less` ונקבל את הקוד אסמבלי של התוכנה ונראה את הבעיה:

```

gVal++;
40091b: 8b 05 6b 07 20 00    mov     0x20076b(%rip),%eax    # 60108c <gVal>
400921: 83 c0 01            add     $0x1,%eax
400924: 89 05 62 07 20 00    mov     %eax,0x200762(%rip)    # 60108c <gVal>

```

בסופו של דבר הפקודה ++ מורכבת מ 3 פקודות שונות באסמבלי וכאשר שני חוטים עובדים על אותו REGISTER אחד עושה MOV ואז מכל סיבה שהיא התור שלו מסתיים ואז השני נכנס ועושה ADD מה שגורם לכך שפעולת האינקרמנטציה של החוט הקודם נדרסת על ידי השני. ועל כן בסופו של דבר במקום לסכום 2 מליון עשינו הרבה פחות.

- c. אחרי שעושים **סנכרון**, הפקודה כולה תרוץ בשורה אחת עם **LOCK** מה שימנע את התקלה:

```

40091b: f0 83 05 69 07 20 00    lock addl $0x1,0x200769(%rip)    # 60108c <gVal>

```

⁴⁸ מספר על ההיסטוריה ואיגו מולנאר ב 43:00

⁴⁹ ניתן לשינוי ע"י המשתמש עם הרשאות גבוהות.

⁵⁰ מהחזרה מהפסקה, אזור 1:05:00

28. שאלות חזרה בנושא RT:

- a. **שאלה:** למה לינוקס היא לא מערכת הפעלה מסוג RT?
תשובה: כמה סיבות שונות, לרבות:
 i. כל האינטראקציה עם החומרה נעשית בידי ה-KERNEL, זה מגביל את המערכות שאנחנו מריצים על ה-
 .USERSPACE
 ii. אי אפשר לעשות Preemption לתהליכים של ה-KERNEL ע"י תהליכים ב-USERSPACE.
 iii. יש LATENCY מעל 100 מילישניות.
 iv. בלינוקס משתמשים באלגוריתם
 b. **שאלה:** איך הפכו את לינוקס למערכת RT? מה העדכון שהוסיפו לה?
תשובה: המנגנון המשמעותי שהוסיפו הוא היכולת לעשות PREEMPTION לתהליכים של ה-KERNEL.
 נעשה ע"י אינגו מולנאר.

הרצאה 7⁵¹:

29. Critical Section / Shared Object^{53,52} - דיון על פתרונות אפשריים:

- a. CS הוא זיכרון או כל רכיב כזה ואחר שהוא קריטי לריצה של התכנית.
 b. **תנאים למציאת פתרון טוב:**
 i. **Mutual Exclusion**⁵⁴ – נעילה של הקוד, לא יכולים להיות 2 חוטים ב-CS באותו זמן, רק אחד אחרת
 הם פוגעים אחד לשני בעבודה.
 ii. **Deadlock Freedom** – אם שני תהליכים או יותר מנסים להיכנס ל-CS לפחות אחד יכנס כל עוד אין אף
 אחד להיכנס.
 iii. **Starvation Freedom** – אם תהליך מנסה להיכנס אז בסופו של דבר הוא יכנס⁵⁵.
 iv. **Unnecessary Waiting Freedom** – שום תהליך שמחכה להיכנס לתור צריך למנוע מתהליכים אחרים
 להיכנס כלומר אין תור קלאסי.
 v. **Logic Solution** – הפתרון צריך להיות לוגי ולא תלוי חומרה.
 c. **פתרון 1 – Strict Alternation (נאיבי):**
 i. רץ על תהליך עד שהוא מסיים, זה מפר את עקרון ה-Deadlock בגלל שהוא דורש לפחות 2 תהליכים בגלל
 שהם תלויים אחד בשני.
 ii. יוצר Priority Inversion⁵⁶.
 d. **פתרון 2 – Sleep & Wakeup – Peterson's Algorithm⁵⁷:**
 i. כאן כל תהליך מציין אם הוא מעוניין להיכנס או לא ואחרי שהוא מסיים הוא מוריד את "העניין" שלו
 להיכנס לביצוע, פותר את הבעיה הקודמת.
המחשה:

Process 0

```
int interested[2];
interested[0]=interested[1]=FALSE;
int turn;

void enter_region(int process){
    int other = 1;
    interested[0] = TRUE;
    turn = 0;
    while (turn == 0 &&
           interested[1] == TRUE);
}

void leave_region(int process){
    interested[0] = FALSE;
}
```

Process 1

```
int interested[2];
interested[0]=interested[1]=FALSE;
int turn;

void enter_region(int process){
    int other = 0;
    interested[1] = TRUE;
    turn = 1;
    while (turn == 1 &&
           interested[0] == TRUE);
}

void leave_region(int process){
    interested[1] = FALSE;
}
```

- ii. מציג תרגיל עצמי על הקוד ב 39:00

⁵¹ מתחיל את ההרצאה בהמשך של הנושא מסוף הרצאה הקודמת ומעלה את הדיון של הפתרון.

⁵² <https://www.javatpoint.com/os-critical-section-problem#:~:text=Critical%20Section%20is%20the%20part,tries%20to%20access%20shared%20resources.&text=The%20critical%20section%20cannot%20be,from%20entering%20the%20critical%20section>

⁵³ מתחיל ב 1:25:10
⁵⁴ [https://en.wikipedia.org/wiki/Mutual_exclusion#:~:text=In%20computer%20science%2C%20mutual%20exclusion,purpose%20of%20preventing%20race%20conditions.&text=This%20problem%20\(called%20a%20race,of%20the%20list%20cannot%20occur](https://en.wikipedia.org/wiki/Mutual_exclusion#:~:text=In%20computer%20science%2C%20mutual%20exclusion,purpose%20of%20preventing%20race%20conditions.&text=This%20problem%20(called%20a%20race,of%20the%20list%20cannot%20occur)

⁵⁵ זה קצת טריקי כי בסופו של דבר מה זה הזמן הסביר שהתהליך אמור להיכנס בו?
⁵⁶ יוסבר בהמשך הקורס.

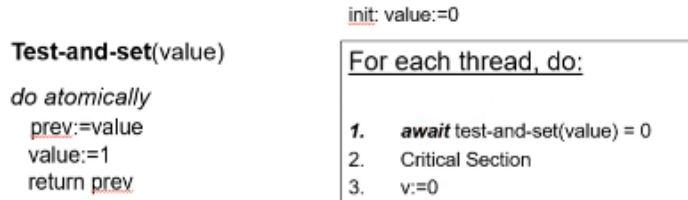
⁵⁷ https://en.wikipedia.org/wiki/Peterson%27s_algorithm

30. מבוא למעבדים מרובי ליבות – Multi-Core Systems :

a. ⁵⁸Cache-coherent and Non-coherent systems :

- קוהרנטי – בגישה של ה-Cache יש תהליך סנכרון והם רואים את אותו התור. בעקבות זאת, יקר יותר.
 - לא קוהרנטי – כל אחד על תור אחר.
- b. ⁵⁹Test-and-Set Lock :

- הפעולה הנ"ל קודם מסנכרנת ערך מול כלל המעבדים ומעדכנת אותו בכדי שכולם יראו אם עלה או ירד בהתאם.
- לכל חוט מחכים שיכנס ויסיים את הפעילות שלו. הוא משנה את הערך עד שהוא מגיע ל-0.
- שיטה זאת לא מבטיחה לנו מניעה של הרעבת תהליכים.



- iv. **סיכום התהליך - מבצעים קוד של CS אם עוברים Spin Lock** עושים את ה CS ואז בסוף עושים Spin Unlock. בסוף כשהוא מסיים הוא עושה סנכרון נוסף.

הרצאה 8⁶⁰ :

31. Semaphore הגדרה⁶¹ :

ככלל Semaphore הוא אובייקט, General Synchronization Object, שמאפשר גישה למשאבים לתהליכים שרצים. ניתן לחשוב עליו כעל אישור כניסה למתקן עבודה בו יכול להיות איש אחד בלבד. כאשר תהליך מקבל אותו הוא מחזיק ביכולת לרוץ והוא צריך לשחרר אותו בכדי שהאחרים יוכלו גם להיכנס.

a. **סמנטיקה של Semaphores –**

init credits + num of up()'s = num of threads to pass down() without sleep

32. Binary Semaphore⁶² :

a. בעל שני אופרציות אטומיות⁶³ :

- למטה** – ניסיון לכניסה.
 - למעלה** – משחרר את המשאב שהוא תפס ביציאה לקראת חוט אחר שיוכל להיכנס.
- b. מתחיל בערך 1 (מוכן לכניסה) ואחרי שהוא נכנס ל-CS אנחנו מאפסים את הערך. כאשר הערך מתאפס אנחנו עושים Block Process כלומר מכניסים את החוט למצב שינה.

c. **חסרונות :**

- ניתן לראות ישר ש-Semaphore כמו שהם לא מונעים הרעבה.
 - חוט מבחין יכול לעשות UP ולשחרר את המשאב מבלי שהוא בפנים בכלל. זה גורם לו להיכנס יחד עם אחד אחר ל CS מה שמפר את עיקרון ה Mutual Exclusion.
- d. **תיקון :**

- תיקון לבעיה השנייה יכול להיות ע"י הוספת מנגנון של **Thread Ownership** של Mutex. שם כל חוט שנכנס מסמן את עצמו כבעלים של המשאב כך **שרק הוא יוכל לשחרר**.



⁵⁸https://en.wikipedia.org/wiki/Cache_coherence

⁵⁹<https://en.wikipedia.org/wiki/Test-and-set>

⁶⁰ הדגמות מתחילות מ 17:00

⁶¹[https://en.wikipedia.org/wiki/Semaphore_\(programming\)](https://en.wikipedia.org/wiki/Semaphore_(programming))

⁶² - עם הדגמות קוד <https://microcontrollerslab.com/freertos-binary-semaphore-tasks-interrupt-synchronization-u-arduino>

⁶³<https://stackoverflow.com/questions/52196678/what-are-atomic-operations-for-newbies>

33. Counting Semaphore :

- a. דומה לקודם ההבדל הם :
i. הוא מאותחל למספר N כלשהו שהוא מספר התהליכים שיכולים להיות ב CS במקביל.

34. Negative Value Semaphore :

- a. מימוש נוסף לאותו אובייקט, סוג של Counting Semaphore. כאן אנחנו מורידים את הערך לפני שאנחנו בודקים, מה שיוצר מצב שאפשר להגיע לערך שלילי.

35. Mutex :

- a. בדומה לקודמים, גם אובייקט שנועד לניהול וסנכרון חוטים.
b. תכונות :
i. בעלות על חוט – רק החוט שנעל יכול לשחרר
ii. תמיכה בכניסה מחדש Reentrancy – אותו חוט יכול להיכנס ונעול מספר פעמים.
iii. רק החוט שעשה init יכול לשחרר – רק החוט שעשה את הפעולה יכול לעשות Destroy לאחר מכן.
iv. תומך בירושת תיעדוף, Priority Inheritance ומונע Priority Inversion⁶⁴.

36. תרגול⁶⁵ :

- a. ננסה לייצר Counting Semaphore ע"י שימוש בבינארי ובמשתנה int.
i. הפתרון האופטימלי הוא של Barz⁶⁶.

הרצאה 9 :

37. בעיית Producer Consumer⁶⁷ :

```
#define N 100 /* Buffer size */
Mutex UseQ = 1; /* access control to CS */
semaphore empty = N; /* counts empty buffer slots */
semaphore full = 0; /* counts full buffer slots */

void producer(void) {
    int item;
    while(1) {
        produce_item(&item); /* generate something... */
        down(&empty); /* decrement count of empty */
        down(&UseQ); /* enter critical section */
        enter_item(item); /* insert into buffer */
        up(&UseQ); /* leave critical section */
        up(&full); /* increment count of full slots */
    }
}
```

- i. הבעיה : נניח ויש לנו רשימה/תור של עבודות שאנחנו רוצים לבצע. נרצה לייצר שני Pool ים של חוטים אחד של יצרנים (אלה שמייצרים את העבודה, בודקים את מה שמקבלים ובמידה ועומד בתנאי מכניסים לעבודה) ואחד של צרכנים (אלה שמעבדים את העבודות בפועל).
ii. גודל התור N – חייבים להגביל את מס' המשימות בכדי שהיצרנים לא יכניסו יותר משימות ממה שאפשר להכיל.
iii. Mutex – אחרי על הנעילה והשחרור של המשימה שנכנסת.
iv. Empty / Full – המשתנים שאחראים לספור כמה משימות נכנסו וכמה יש בתור בכדי לא לחרוג מ N.
v. הערה : תסריט בעייתי מאוד הוא כזה שאנחנו נקצה Thread פר בקשה. זה פתרון גרוע מאוד "אסון" שיגרום לעומס גבוהה על המערכת מכיוון ואין הגבלה על מספר החוטים כלל. על כן חייבים פתרון עם הגבלה.
vi. נק' למחשבה בבעיה⁶⁸ :
1) מה קורה במידה ואין בכלל משימות רצות?
2) מה קורה ועם המשימות מלאות?
3) מה קורה עם שני תהליכים מנסים להכניס לאותה הרשימה במקביל? לכן צריך להגדיר גם את מבנה הנתונים.

⁶⁴ ילמד בהמשך הקורס

⁶⁵ מתחיל אחרי ההפסקה ב 1:20:30

⁶⁶ מסיים לעבור על התרחיש ב 1:37:00, ציין שממליץ לעבור עם המתרגלים אך לא בטוח אם הם פנויים לזה.

⁶⁷ ממשיך מסוף ההרצאה הקודמת.

⁶⁸ מסוף הרצאה 8, יכול להיות סוגיות טובות למחשבה גם למבחן

38. Deadlocks⁶⁹ :

- a. הגדרה : Deadlock נוצר כאשר חוט אחד נכנס למצב המתנה בגלל שמשאב שהוא כרגע דורש ומחכה לו נמצא בשימוש ע"י חוט אחר שכרגע גם במצב המתנה.
- b. תנאים שיכולים לייצר Deadlock (שאלה מראיונות עבודה) :
 - i. Mutual Exclusion – המשאב נשלט ע"י תהליך אחד בלבד בזמן נתון.
 - ii. Hold and wait – תהליך יכול לבקש משאב בזמן שהוא מחזיק משאב אחר.
 - iii. No preemption – ברגע שקיבלת משאב, אף אחד לא יכול להעיף אותך ממנו, רק אתה משחרר.
 - iv. Circular wait – שניים או יותר תהליכים מחכים למשאבים שנתפסים ע"י תהליכים אחרים.
 - v. נק' למחשבה לפתרון : לא ריאלי כלל למנוע את שלושת הראשונים, הדבר היחיד שאנחנו יכולים לנסות לפתור הוא את ה Circular Wait.
- c. כיצד פותרים Deadlock?
 - i. צריך לוודא שתמיד אחד מארבעת התנאים לא מתקיים, אמרנו כבר שהכי ריאלי הוא האחרון.
 - ii. צריך להקצות משאבים כך שלא ייווצר מצב שהם לא בטוחים.
 - iii. צריך לייצר מעגליות של תהליכים ומשאבים כך שנפנה תמיד משאב בזמן מתאים לקראת כניסה. ניתן לעשות זאת ע"י הרגיה של תהליך, פינוי משאבים מתהליך אחר או התחלה מחדש של תהליך (ניתן גם להעביר את התהליך ל Checkpoint מסוים ולא רק להתחלה).

39. The Banker's Algorithm⁷⁰ :

- a. אלגוריתם למניעת Deadlock.
- b. משתנים באלגוריתם (ווקטורים) :
 - i. E – מס' המשאבים שקיימים מכל סוג.
 - ii. P – מס' משאבים מכל סוג שנמצאים בתהליכי עיבוד ע"י המעבד (משאבים תפוסים).
 - iii. A – מס' המשאבים הזמינים מכל סוג.
 - iv. C – מטריצת האלוקציה הנוכחית.
 - v. R – מטריצת הבקשות של התהליכים.
- c. מהלך האלגוריתם :
 - i. נחפש שורה במטריצה R בה צרכי המשאבים הנדרשים קטנים או שווים ל-A. אם לא קיימת שורה כזאת, המערכת יכולה להיכנס ל-Deadlock.
 - ii. נניח שכאשר העיבוד של השורה/תהליך שבחרנו תסתיים (סביר) ונסמן את התהליך הזה ככזה שסיים ונוסיף את כל המשאבים שלו ל-A.
 - iii. נחזור על צעדים 1 ו-2 עד שכל התהליכים סומנו ככאלה שהסתיימו (מערכת בטוחה)⁷¹, או עד שנתקלים ב-Deadlock (המערכת לא בטוחה).

40. Priority Inversion⁷² – הפיכה/השתלטות על הרשאות⁷³ :

- a. **אחד מההבדלים המרכזיים בין Semaphore ל-Mutex (בשני זה לא נתמך כלל) דוגמא ל-Unbounded Priority Inversion :

⁶⁹ <https://en.wikipedia.org/wiki/Deadlock#:~:text=In%20an%20operating%20system%2C%20a,held%20by%20another%20waitin.g%20process>

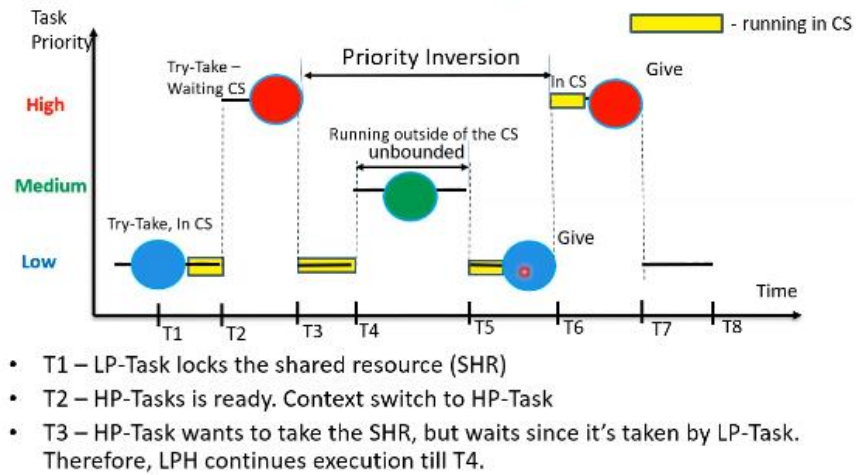
⁷⁰ https://en.wikipedia.org/wiki/Banker%27s_algorithm

⁷¹ מה שאומר שהמערכת היא בטוחה (לא נכנסת ל-Deadlock)

⁷² מתחיל 1:30:00 במור"ק על הרכב של NASA במאדים שהיה תקול ולא הצליח לצלם בגלל באג כזה, עוד ניתן למצוא כאן -

<https://www.rapitasystems.com/blog/what-really-happened-software-mars-pathfinder-spacecraft>

⁷³ https://en.wikipedia.org/wiki/Priority_inversion

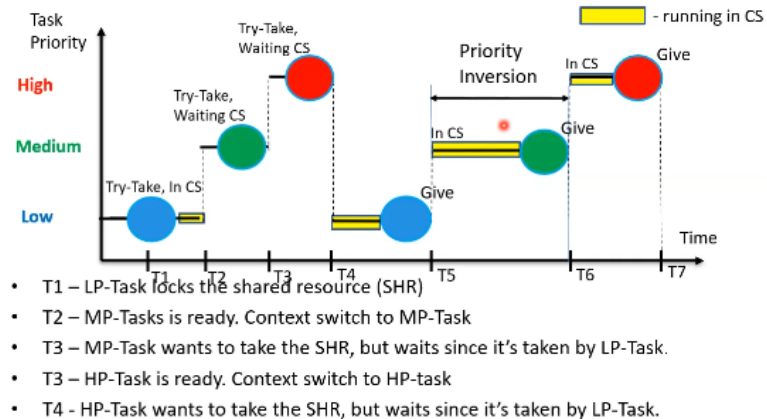


בתמונה הנ"ל רואים סיטואציה בה בהתחלה התיעדופים בינוני וגבוהה בהתחלה לא היו צריכים CD (מסיבות כאלו ואחרות, ככה"ע עסוקים במשהו אחר כגון IO) ואז לאור העובדה הנ"ל נכנס התיעדוף הנמוך ל CS והתחיל לעבוד. בגלל שהוא עשה Lock צריך לחכות שיסיים את העבודה שלו ב CS, אזי התיעדוף הגבוהה נכנס להמתנה (Sleep). תוך כדי העבודה של הנמוך עצר אותו התיעדוף הבינוני והתחיל לעבוד. במקרה הזה, מכיוון שהתיעדוף הגבוהה חיכה לנמוך, הבינוני יכול להמשיך לעבוד כמה שרק ירצה בצורה לא מוגבלת (Unbounded) ולא ניתן יהיה לעצור אותו כלל.

b. **Priority Inheritance - הפתרון**: אפשרי רק ב Mutex שבו יש Thread Ownership. במקרה כזה, כשיודעים מי תפס את התור ומי נמצא בהמתנה משווים את התיעדוף של הנמוך יותר ע"י ירושה לתיעדוף הכי גבוהה של מי שמחכה בתור (בעצם משווים ביניהם)⁷⁴. ע"י כך אנחנו בעצם מונעים שתהליכים אחרים עם תיעדוף בינוני ישתלטו באמצע ויתחילו לעבוד ללא הגבלה.

חיסרון: למרות שהמנגנון של ירושה פותר את הבעיה של Priority Inversion, הוא לא מבטיח לנו **מניעה של Deadlock!**

c. **Bounded Priority Inversion**:



בתמונה הנ"ל ניתן לראות שאחראי שהמשימה עם התיעדוף הנמוך רצה נכנס מיד אחריה תיעדוף בינוני למרות שיש תיעדוף גבוהה שמחכה בתור. מה שגורם לתופעה הזאת הוא שמשתמשים כאן ב**תור רגיל**, ומכיוון שהמשימה הבינונית נכנס לתור אחרי המשימה הנמוכה, היא תצא מהתור לפני המשימה בעלת העדיפות הגבוהה יותר.

פתרון Priority Queue: פשוט מאוד נשתמש במבנה נתונים של Priority Queue, מה שיגרום לכך שעצמים בעלי תיעדוף גבוהה יותר יתעוררו קודם.

41. תרגול ושאלות חזרה:

⁷⁴ הדבר מתאפשר מכיוון שב Mutex אנחנו יודעים מי מחכה בתור, מה הפרטים שלו ומי נמצא כרגע ב CS

a. **שאלה:** כמה משימות יכולות להיכנס ברגע נתון בקוד הבא?

```
#define N 100 /* Buffer size */
Mutex UseQ = 1; /* access control to CS */
semaphore empty = N; /* counts empty buffer slots */
semaphore full = 0; /* counts full buffer slots */

void producer(void) {
    int item;
    while(1) {
        produce_item(&item); /* generate something... */
        down(&empty); /* decrement count of empty */
        down(&UseQ); /* enter critical section */
        enter_item(item); /* insert into buffer */
        up(&UseQ); /* leave critical section */
        up(&full); /* increment count of full slots */
    }
}
```

תשובה: עד 100 בכל רגע נתון, או יצרנים או צרכנים או כל שילוב שלהם שמגיע עד 100.

b. **שאלה:** מה הבעיה שיכולה להיווצר כתוצאה מהחילוף הבא בין השורות?

```
void producer(void) {
    int item;
    while(1) {
        produce_item(&item); /* generate something... */
        down(&empty); /* decrement count of empty */
        down(&UseQ); /* enter critical section */
        up(&UseQ); /* leave critical section */
        enter_item(item); /* insert into buffer */
        up(&full); /* increment count of full slots */
    }
}
```

No mutual exclusion : addition to buffer is out of "safe code".

תשובה: בקוד הנ"ל ייווצר מצב ששני פעולות יכנסו ל CD במקביל, דבר הסותר את עקרון ה Mutual Exclusion, זאת מכיוון שההכנה שלנו היא UP וה DOWN, לא יכול להיות שנעשה DOWN וישר UP בלי שהכנסנו לשם את מה שאנחנו רוצים ל-Buffer. דבר זה יוצר סיטואציה שאנחנו תלויים במעבד שעושה את שלושת הפעולות הנ"ל כפעולה אטומית (מה שכמעט תמיד לא נכון) ואנחנו לא יכולים להסתמך בפתרונות שלנו ביכולות החומרה.

c. **שאלה:** מה הבעיה שיכולה להיווצר כתוצאה מחילוף שני השורות הבאות בקוד?

```
void producer(void) {
    int item;
    while(1) {
        produce_item(&item); /* generate something... */
        down(&empty); /* decrement count of empty */
        down(&UseQ); /* enter critical section */
        enter_item(item); /* insert into buffer */
        up(&full); /* increment count of full slots */
        up(&UseQ); /* leave critical section */
    }
}
```

No Problem : Just does non-critical actions in CS.

תשובה: אין כאן בקוד בעיה קריטית מה שכן יכול להיווצר מצב שנעשה פעולות לא קריטיות ב CS, אך הקוד יעבוד כרגיל.

d. **שאלה:** מה יקרה אם נבצע את החילוף בקוד הבא?

```
void consumer(void) {
    int item;

    while(TRUE) {
        down(&UseQ);           /* enter critical section */
        down(&full);           /* decrement count of full */
        remove_item(&item);    /* take item from buffer */
        up(&UseQ);             /* leave critical section */
        up(&empty);            /* update count of empty */
        consume_item(item);    /* do something... */
    }
}
```

Deadlock : Empty buffer, consumer blocked at down(&full),
producer blocked at down(&UseQ) → both processes sleep.

תשובה: כאן יכול להיווצר ⁷⁵Deadlock.

e. **שאלה**⁷⁶ (**Deadlock**): נניח ויש לנו מספר מסוים של משאבים שכל אחד מהם הוא ייחודי (כלומר, אין עוד משאבים מאותו סגנון שזמינים). צריך להוכיח שבמקרה והבקשה למשאבים היא לפי סדר עולה⁷⁷, אז במקרה כזה Deadlock הוא בלתי אפשרי.

תשובה: אכן בלתי אפשרי מכיוון שכל תהליך מבקש את המשאב אחריו שכרגע תפוס ע"י תהליך אחר, מכיוון שכל תהליך מבקש משאב אחר וייחודי שכבר נמצא אחריו בתור, לא קיים מצב שבו שני התהליכים מחכים למשאבים אחד של השני. כלומר, מנענו כאן את בעיית ה Circular Wait. הדגמה מהמצגת:

- Assume there is a system that has:
 - Processes P_1 and P_2 .
 - Resources R_1 and R_2 .
- Assume that P_1 holds R_1 and P_2 holds R_2 . Now, P_1 requests R_2 and is now waiting for P_2 to release it.
- In order to have a deadlock in the system, P_2 needs to ask for R_1 . However, this contradicts the assumption that resources can only be requested in ascending order.

Which one of the conditions is prevented?
Condition 4 : Circular Wait

f. **שאלה** (**Banker's Algorithm**): מה קורה ברגע שמריצים את אותו התרחיש בסדר הפוך?

תשובה: לא משנה, עדיין לא אפשרי מאותה הסיבה.

g. **שאלה:** נניח שקיבלנו את הסיטואציה הבאה, האם המערכת נמצאת ו/או תכנס ל-Deadlock? :
למצב הבא⁷⁸ נגיע אחרי שנמצא את המטריצה הימנית (בצבע אדום) זאת מטריצת הצרכים של כל תהליך לפי משאב, אנחנו נבנה את המטריצה ע"י חיסור של הצורך בהקצאה הנוכחית (זה בפועל מה שהתהליך עוד צריך).

A=

	R_1	R_2	R_3	R_4
	2	1	0	0

	current allocation				max demand				still needs			
Process	R_1	R_2	R_3	R_4	R_1	R_2	R_3	R_4	R_1	R_2	R_3	R_4
P_1	0	0	1	2	0	0	1	2	0	0	0	0
P_2	2	0	0	0	2	7	5	0	0	7	5	0
P_3	0	0	3	4	6	6	5	6	6	6	2	2
P_4	2	3	5	4	4	3	5	6	2	0	0	2
P_5	0	3	3	2	0	6	5	2	0	3	2	0

תשובה: נחשב את הכניסה והיציאה של תהליכים לפי הסדר הבא ונראה בסופו של דבר שהריצה היא בטוחה (Safe), אנו רואים שכל תהליך שמסיים מפנה מספיק משאבים לתהליך אחר שנכנס אחריו (לא בהכרח לפי

⁷⁵ לא מסביר מעבר, משאיר את זה כחומר מחשבה – יכול להיות תרגול טוב למבחן

⁷⁶ חלק שני של שאלות בהרצאה הזאת (אחרי ה Deadlock), מתחיל ב 53:50

⁷⁷ כלומר תהליך כלשהו יכול לבקש את משאב 2 אם הוא מחזיק במשאב 1 וכן הלאה

⁷⁸ בפועל החלק האדום הוא חלק מהתשובה.

הסדר) מה שיוצר מצב שבסופו של דבר אנו מצליחים לסיים את כל המשימות של המערכת.

$$A = \begin{array}{c|cccc} & R_1 & R_2 & R_3 & R_4 \\ \hline & 2 & 1 & 0 & 0 \end{array}$$

$$A = \begin{array}{c|cccc} & R_1 & R_2 & R_3 & R_4 \\ \hline & 2 & 1 & 1 & 2 \end{array}$$

$$A = \begin{array}{c|cccc} & R_1 & R_2 & R_3 & R_4 \\ \hline & 4 & 4 & 6 & 6 \end{array}$$

$$A = \begin{array}{c|cccc} & R_1 & R_2 & R_3 & R_4 \\ \hline & 4 & 7 & 9 & 8 \end{array}$$

$$A = \begin{array}{c|cccc} & R_1 & R_2 & R_3 & R_4 \\ \hline & 6 & 7 & 9 & 8 \end{array}$$

$$A = \begin{array}{c|cccc} & R_1 & R_2 & R_3 & R_4 \\ \hline & 6 & 7 & 12 & 12 \end{array}$$

Process	current allocation				still needs			
	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄	R ₁	R ₂	R ₃	R ₄
P ₁	0	0	1	2	0	0	0	0
P ₂	2	0	0	0	0	7	5	0
P ₃	0	0	3	4	6	6	2	2
P ₄	2	3	5	4	2	0	0	2
P ₅	0	3	3	2	0	3	2	0

This is the total amount of resources of the system.

h. **שאלה⁷⁹**: שאלה נוספת שרוברט דילג עליה והמליץ לתרגול עצמי

If a request for (0, 1, 0, 0) arrives from P_3 , can that request be safely granted immediately? In what state (deadlocked, safe, unsafe) would immediately granting the whole request leave the system? Which processes, if any, are or may become deadlocked if this whole request is granted immediately?

תשובה: אנחנו נגיע למצב של Deadlock בתהליך 2 או 3 וזה אחרי ריצה של מספר תהליכים, אנחנו נראה שאין לנו מספיק משאבים לאפשר לתהליכים האלה להיכנס.

i. **שאלה**: מה ההבדל בין Semaphore לבין Mutex?

תשובה: **Mutex הוא אובייקט**, סוג של מנגנון נעילה, מאפשר תהליך עם מספר חוטים לפנות לאותו משאב אך לא במקביל. מנגד, **SEMAPHORE הוא פשוט דגל INT** מאפשר מערכת עם מספר חוטים לפנות לכמות מוגבלת של משאבים.
(חומר קריאה מעניין⁸⁰)

הרצאה 10:

42. CPP – Ceiling Priority Protocol

a. אלגוריתם מאוד תעשייתי ומאוד פופולארי היום, הומצא בשנות ה-90, יש לו שני וריאנטים⁸¹:

i. **OCPP - Original Ceiling**

ii. **ICPP – Immediate Ceiling**

b. **מושגים ומונחים ותהליך העבודה לפי סדר**:

i. **Ceil** – תקרה של Semaphore, זה התיעדוף של התהליך הכי גבוהה שיש בו. נקבע בשלב הראשון לכל משאב

ii. **Task** – משימה שאנחנו רוצים להריץ, משימה שיכולה לנעול את ה-Semaphore. משימה יכולה לנעול אם ורק אם התיעדוף שלה **גבוהה ממש** מהתקרה של כל התהליכים שכרגע נעולים ע"י משימות אחרות.

iii. **אם התנאי של המשימה לא מתקיים**, כלומר לא ניתן לנעול לו כרגע לנעול ה-Semaphore, יכול להיות שישלחו אותו לתור של Semaphore אחר.

iv. המשימה שנועלת עדיין עושים **Priority Boosting⁸²**.

⁷⁹ 1:28:00 הזכיר כי מדובר בתרגול טוב לעבודה ומבחנים, פירוט השאלות במצגת של רוברט.

⁸⁰ <https://techdifferences.com/difference-between-semaphore-and-mutex.html>

⁸¹ כמו כן יש לו עוד מספר שמות וכינויים שלא נרחיב כאן, נמצא בשקף 8 של המצגת.

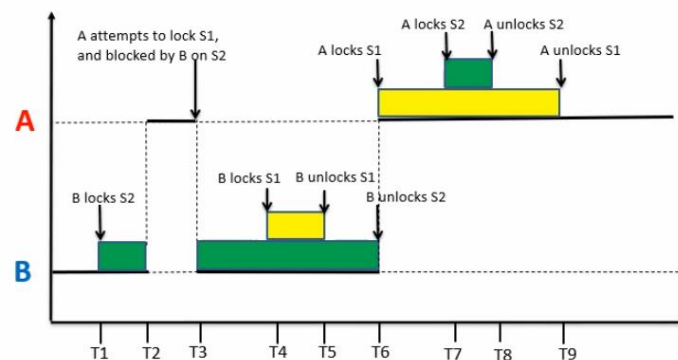
⁸² זה התהליך שנובע ישירות מעיקרון הירושה, בכך שהוא יורש את התיעדוף של מי שהיה לפניו ומבטיח את זה שמישהו בתיעדוף נמוך יותר לא יוכל להתערב.

c. דוגמא 1 :

Task Name	Time	Priority	Action	Sem Ceiling
A	50	3	lock {S1} lock {S2} ... unlock {S1} unlock {S2}	ceil(S1) - 3 ceil(S2) - 3
B	500	2	lock {S2} lock {S1} ... unlock {S1} unlock {S2}	

בתמונה הנ"ל, אם לא נפעיל את עיקרון ה CPP, אנחנו לא יכולים למנוע Deadlock מכיוון ששני התהליכים דורשים את אותם המשאבים ונועלים את אותם המשאבים, זה מצב בלתי נמנע. אלא אם כן נכניס את עקרון התקרה, שימנע מתהליכים בתיעדוף נמוך יותר לבצע נעילה.

Task - running in CS1 (S1) - running in CS2 (S2)

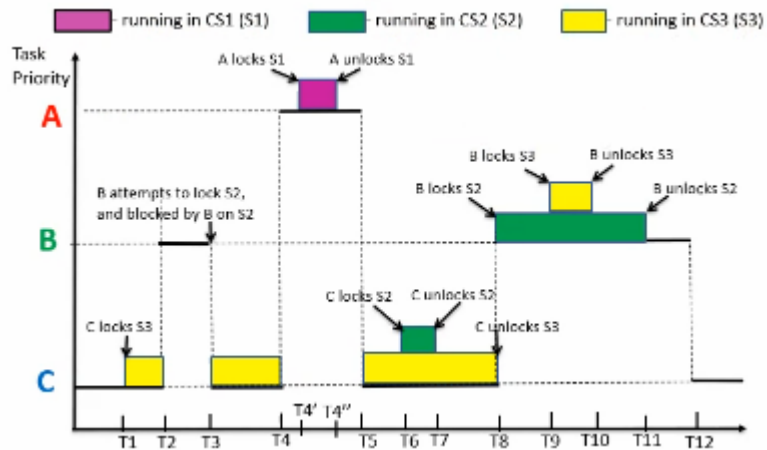


בתמונה הנ"ל ניתן לראות **שנמנע Deadlock** בטוח כתוצאה משימוש בתקרה וזאת מכיוון ש-A לא הצליח להיכנס אחרי ש-B היה בתהליך. מה שכן בין T4 לבין T5 היה Priority Inversion וזאת מכיוון שהתיעדוף של B נמוך יותר אך בכל זאת הוא קיבל משאבים שהגבוהה יותר רצה.

d. דוגמא 2 :

Task Name	Time	Priority	Action	Sem Ceiling
A	50	3	lock {S1} ... unlock {S1} ...	ceil(S1) - 3 ceil(S2) - 2 ceil(S3) - 2
B	500	2	lock {S2} ... lock {S3} ... unlock {S3} ... unlock {S2} ...	
C	3000	1	lock {S3} ... lock {S2} ... unlock {S2} ... unlock {S3} ...	

כאן יש דוגמא דומה לקודמת רק עם 3 משימות, והפעם כל אחת רוצה משאבים שונים. ניתן לראות שערכי התקרה שונים במצב הזה.



גם כאן נוצר לנו מצר של Priority Inversion בין 5 ל-8 אך זה מחיר "נמוך" יחסית שאנחנו משלמים בכדי למנוע Deadlock. כמו כן ניתן לראות שב-B נחסם ע"י S2 מכיוון שהתיעדוף שלו הוא 2 ולא גדול ממש מהתקרה של המשאב שהוא רוצה שהיא גם 2.

לסיכום: e.

i. תכונות מיוחדות:

- (1) OCPP – כאן ה-Boosting מתבצע כאשר משימה אחרת מנסה לנעול את המשאב שהמשימה הנוכחית כבר נעולה עליו, אזי הוא עושה Boost לתקרה של המשאב.
- (2) ICPP – כאן ה-Boosting הוא אוטומטית מקבל את הערך ברגע שהוא נועל משאב, בלי קשר למי שמנסה לנעול במקביל.

ii. יתרונות:

(1) מונע Deadlock.

iii. חסרונות:

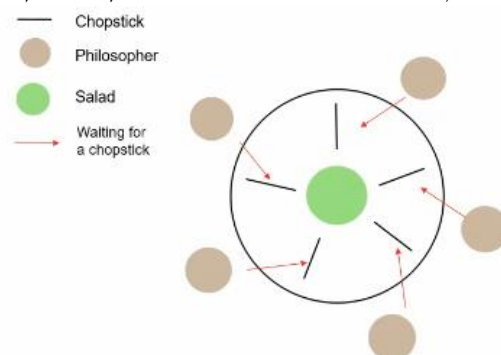
- (1) לא מבטיח מניעה מלאה של Priority Inversion. מה שכן המשימה יכולה להיות "מעוכבת" לכל היותר פעם אחת על ידי משימה עם תיעדוף נמוך יותר⁸³.
- (2) ה-Delay שנוצר עקב כך הוא מוגבל, Bounded Priority Inversion.

43. סיכום Priority Inversion ו-RT-Synchronization, מה למדנו עד כה⁸⁴:

- a. קל מאוד ליישם ב-Mutex עיקרון Priority Inheritance.
- b. ב-Semaphore זה קשה הרבה יותר ומצריך במינימום CPP.

44. Dining Philosophers Problem⁸⁵:

- a. תיאור הבעיה: נניח שיש 5 פילוסופים מסביב לשולחן שמנסים לאכול סלט. הם צריכים 2 מקלות אכילה כדי לאכול, כולם מנסים לתפוס את המקל מימין ואז אחרי זה לא יהיה להם משמאל, זה יוצר Deadlock ישר.



- b. פתרון 1: מתבסס על מערך של Semaphores כך שמישהו לא יחכה יותר מדי זמן כי הדבר הזה מבוסס על כך שאחד השכנים יכול ל"הכניס בכוח" את אחד מהם לאכול. זה מונע Starvation Freedom.
- c. פתרון 2 – LR⁸⁶: כאן כל פילוסוף יהיה או ימני או שמאלי. זה פתרון שלא מתבסס על ה-Center Lock. כאן מגיוון שפילוסופים לוקחים ומשחררים את המקלות אזי אין לנו Deadlock מה שמונע גם הרעבה מתהליכים כאלה ואחרים שמנסים לקחת, יכול להיות מקרה שהם יכשלו פעם אחת אבל בסופו של דבר

⁸³ אנחנו רואים בתרחישים ובהדגמות במהלך השיעור שהאירוע חוזר על עצמו פעם אחת לכל אחד.

⁸⁴ מתחיל ב 35:00

⁸⁵ גם בעיה שעולה הרבה ברעיונות עבודה.

⁸⁶ מבוסס על כך שיש פילוסופים ימניים ושמאליים, מתחיל ב 59:00.

45. זיכרון⁸⁷ Memory:

- a. **תיאור הבעיה, מיפוי כתובות וירטואלי⁸⁸:** ברגע שמתכנת כותב תוכנה, נניח והוא מתאים אותה לכתובות הפיזיות שלו בזיכרון, בהנחה שהוא מעביר את זה עכשיו למחשב אחר, הכתובות של הזיכרון לא יהיו אותו דבר כלל. בסופו של דבר כתובות פיזיות של זיכרון תלויות במס' מרכיבים, הגודל שלו, המכשיר עצמו והמעבד. בסופו של דבר לכל מחשב יש מעבד עם ארכיטקטורה שונה ורכיב זיכרון שונה.
- b. **פתרון:** כדי לפתור את הבעיה הנ"ל, הומצא מנגנון בשם **Hardware-Independent Memory Addressing**: המנגנון הזה ממיר את הכתובות הפיזיות של הזיכרון לכתובות וירטואליות, ולכן המתכנת יעבוד על כתובות וירטואליות והקוד עצמו כלל לא יעבוד מול כתובות פיזיות.

$$\text{Virtual address} = \text{Physical Address} + \text{Normalization Offset}$$
- c. **תיאור הבעיה, יחידות זיכרון⁸⁹ Page:** אחרי שעשו חלוקה ל User space/Kernel space ואחרי שהתפתח הקונספט של Multiprogramming, היו צריכים להקצות יותר ויותר זיכרון להרבה מאוד צרכנים במקביל. נניח ויש לנו זיכרון מוגבל ומס' תהליכים שרוצים לנצל את כולו, אם אנחנו נקצה להם זיכרון קבוע לכל אחד ונרצה להחליף ביניהם כל הזמן, תהיה לנו בעיה לאור החלוקה שעשינו והמחיצות ביניהם.
- d. **פתרון⁹⁰ Memory Paging:** הפתרון הוא ליצור מנגנון שנותן לכל תהליך יחידות זיכרון קבועות שלא מחולקות בחוצצים כמו המודל הקודם אלא מוקצות בדורה יותר דינאמית במקטעים שלמים. כל אחד מהם יקבל **Memory Space** וכך נוכל לתמרן ביניהם בצורה הרבה יותר נוחה. בשורה התחתונה, כל תהליך היה מקבל תחום כתובות וירטואליות מלא משל עצמו.

הרצאה 11:

46. **Memory Segmentation⁹¹:** כל מנגנון הסגמנטציה נולד בעקבות הרצון להקל כמה שיותר על משאבי העיבוד שהיו יקרים מאוד בתחילת עידן המחשבים. ועל כן רצו שיהיה רצף זיכרון אחיד של Stack ו-Heap. דבר שלא היה מצריך מעבר גבוהה בין כתובות שהיה בזמנו מאוד כבד למחשב.

47. Tradeoffs - Page size / Page-table size:

- a. זיכרון לוגי של 32 ביט בגודל 4GB יכול להתחלק בצורה הבאה לפיגיים בהתאם לגודל של כל פיג'י:
 i. 1K Page ו-4M דפים.
 ii. 4K Page ו-1M דפים.
- b. החישוב מבוצע בצורה הבאה בהתאם לגודל שנקבע ל-Page:

$$\begin{aligned} \text{Page 16K} &- 4 \text{ bytes/entry} \times 256 \text{ K entries} = 1 \text{ Mb} \\ \text{Page 4K} &- 4 \text{ bytes/entry} \times 1 \text{ M entries} = 4 \text{ Mb} \\ \text{Page 1K} &- 4 \text{ bytes/entry} \times 4 \text{ M entries} = 16 \text{ Mb} \end{aligned}$$
 ניתן לראות שלכל Page צריך 4 בייטים, אנחנו נכפיל כל אחד בכמות ה-Pages הרצויים ונקבל את התוצאה הרצויה.
- c. **מסקנה:** אנו רואים שככל שה-Page גדול יותר, כך הטבלה הסופית (המערך) שאנו צריכים לזיכרון הוא קטן יותר ולהיפך. המצב הזה חוסך לנו מקום ומשאבים לגודל הטבלה אבל זה ההפסד מזה שהוא שהדפים יכולים להיות לא מנוצלים מספיק בגלל הגודל שלהם.

48. Page Table Consideration: כיצד ניתן להתמודד עם טבלאות גדולות מדי (תיאור בעיה לקראת הסעיף הבא)?

ישנם מספר תוכנות ומרכיבים שצריכים להתקיים מבלי קשר לגודל הטבלה. פתרון קיצוני אחד הוא שכל טבלאות המיפוי יהיו בחומרה, זה ככה"נ לא אפשרי מכיוון שאמנם הגישה מאוד מהירה אבל זה יקר מאוד, במיוחד עבור טבלאות גדולות⁹². פתרון קיצוני אחר הוא להחזיק הכל בזיכרון המרכזי (Main memory), זה יהיה מנגנון עם מצביעים ורגיסטרים אבל זה גם יקר מאוד כי אז אנחנו מכפילים כל Reference לזיכרון⁹³. מכאן אפשר לבחון כיוון של Paging על ה Page Table עצמו.

⁸⁷ מתחיל ב 1:22:00 אחרי ההפסקה.

⁸⁸ https://en.wikipedia.org/wiki/Virtual_memory

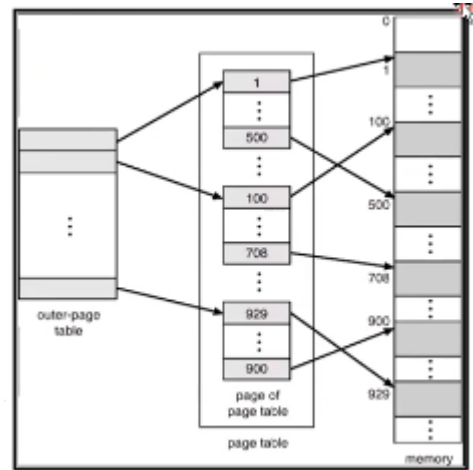
⁸⁹ [https://en.wikipedia.org/wiki/Page_\(computer_memory\)](https://en.wikipedia.org/wiki/Page_(computer_memory))

⁹⁰ https://en.wikipedia.org/wiki/Memory_paging#:~:text=Windows%20uses%20the%20paging%20file,used%20in%20the%20page%20file

⁹¹ <https://www.geeksforgeeks.org/segmentation-in-operating-system>

⁹² כן ישנם כאלה שכן נחזיק בחומרה, נקרא MMU ויעלה בהמשך הקורס.

⁹³ בסופו של דבר זה גם הזיכרון וגם מצביע, לא יעיל כלל.



כאן אפשר לראות שאנחנו בעצם עושים מערך חיצוני של PT שמצביע למערך פנימי של PT שמצביע על הזיכרון עצמו. החיסכון כאן הוא שלא כל החלקים בטבלה החיצונית יהיה מאוכלס אלא רק מה שבתפוסה. בדוגמא הראשונה אנחנו נראה כי זה מסייע בכך שבסופו של דבר **רוב הזמן** תהליך לא צריך את כל הזיכרון הוירטואלי שלו.

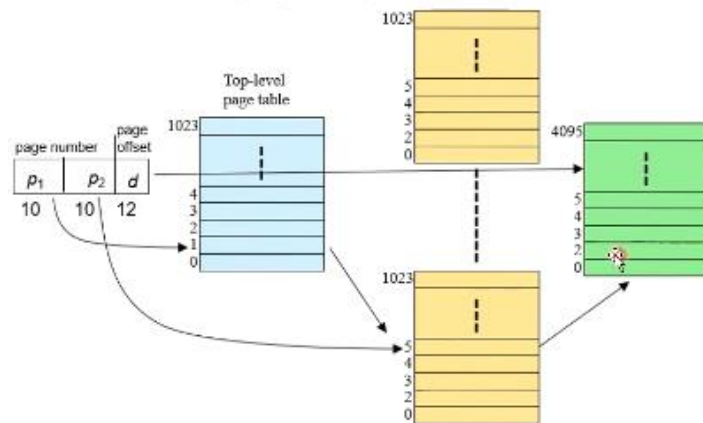
a. **דוגמא 1:** יש לנו מכונת 32 ביט עם 4K גודל Page. אזי החישוב יהיה:
 $0-4095 = 4K - 2^{12}$ - **החישוב** הוא בצורה הזאת מכיוון ש 2^{10} הוא 1K ואז כפול 4 יוצר בחזקת 12. מכאן נובע ישירות שאנו צריכים תצוגת Page בצורה הבאה:

page number		page offset
p_1	p_2	d
10	10	12

כאן ה Offset מחושב ע"פ הנוסחה הנ"ל. כמו כן, מכיוון שה Page Table עצמו מחולק Page אזי תהיה לו חלוקה של המס' Page (ה-20 ביטים הראשונים). כמו כן 1P ו-2P מייצגים את הטבלה החיצונית והפנימית בהתאמה.

כעת, נניח שתהליך באותו מכונה משתמש ב-4MB Stack, 4MB Code segment and 4MB Heap (כל אחד כזה צריך אלף עמודים, כל אחד של 4K).

נחשב, ונראה שאנחנו נצטרך 12MB של זיכרון סה"כ לתהליך, 3 טבלאות פנימיות לכל אחד מרכיבי זיכרון השונים של המערכת וטבלה אחת חיצונית שתצביע אליהם (שלא תמיד תהיה בשימוש בהכרח).
הטעות בדוגמא 1: החישוב הנ"ל הוא בהנחה שכל רכיבי הזיכרון **רצופים**! **זה לא בהכרח נכון** ל Heap ובהכרח לא נכון ל-Code Segment. ועל כן, יש מצב שבמקום דף אחד נצטרך 4 דפים לאחד מהם.



b. **דוגמא 2:** מה יקרה כשאותה כתובת תהיה שוב ושוב בשימוש?

50. Inverted Page Table^{95 96}:

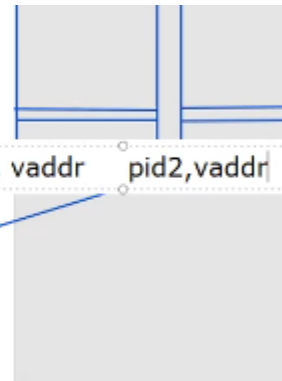
a. **הבעיה:** אנו רואים שהפתרון הנ"ל לא מתאים **למערכת של 64 ביט**. מכיוון שבמערכת כזאת אנחנו נצטרך להקצות יותר מדי זיכרון פר טבלה, לעיתים עד מצב של 4 שכבות של טבלאות. זאת סיטואציה שיכולה לגרום לכך שהרבה מאוד משאבים הולכים לניהול הטבלאות ולא לתהליכים שרצים בה.

⁹⁴ <https://www.geeksforgeeks.org/two-level-paging-and-multi-level-paging-in-os/>

⁹⁵ מתחיל אחרי החזרה מההפסקה, 1:18:40.

⁹⁶ <https://www.geeksforgeeks.org/inverted-page-table-in-operating-system/>

- ❑ Regular page tables impractical for 64-bit address space
4K page size / 2^{52} pages x 8 bytes → 30M GB page tables!
- ❑ *Inverted page table* – sorted by (physical) page frames and not by virtual pages
1 GB of RAM & 4K page size / 256K entries → 2 MB table
- ❑ A single inverted page table used for all processes currently in memory
- ❑ Each entry stores which process/virtual-page maps to it
- ❑ A hash table is used to avoid linear search for every virtual page
- ❑ In addition to the hash table, TLB registers are used to store recently used page table entries



****פירוט על התמונה** :**

כשאנחנו נכנסים למערכת של 64 ביט, כמות הכתובות היא גדולה בצורה משמעותית. במקרה כזה אי אפשר למפות בטבלאות רגילות וכתובות וירטואליות מכיוון שאז כמות הרשומות והמידע שנצטרך לשמור (בדגש על פניות) הוא גדול בצורה עוד יותר משמעותית (כנגזרת מכמות הכתובות בזיכרון). מכיוון שתמיד **כמות הזיכרון שתהיה לנו היא קטנה מכמות הזיכרון הווירטואלי** (לא בהכרח נכון, כדאי לקרוא⁹⁷) אנחנו נמפה ישירות לזיכרון וזאת ע"י סגמנטציה של הזיכרון.

החשוב נעשה בצורה הבאה :

כמות הרם בביטים לחלק ל 4000 = בהערכה גסה יוצא 256,000 רשומות * 8 בייט לכל רשומה = **טבלה של 2 מגה בייט סה"כ**.

הטבלה הזאת תשרת את כל התהליכים במקביל!

b. **הפתרון (בתמונה הנ"ל) :**

- נייצר טבלה שהיא הפוכה, ממופה ע"י כתובות פיזיות ולא וירטואליות⁹⁸.
- טבלה אחת כזאת תשמש לכל התהליכים שכרגע רצים, כל רשומה בטבלה שומרת את העמוד הווירטואלי או התהליך שממופה לה.
- נשתמש במבנה נתונים מסוג Hash-Table⁹⁹ בכדי לגשת לטבלאות של כל תהליך וזאת ע"י פנייה גם לכתובות וירטואליות וגם ל-PID¹⁰⁰ של אותו תהליך במקביל. במצב כזה, ככל שרצים יותר תהליכים על המערכת, **מאוד סביר ששניים יפנו לאותו מקום**. כמו כן נשתמש ב-TLB¹⁰¹.
- הערה :** נשים לב שאנחנו נרצה מנגנון כלשהו ששומר את הכתובות שמצאנו (מנגנון Caching מסוים) בכדי לחסוך זמן בהמשך, וזה בעיקר בעקבות מנגנון ה-Locality of references¹⁰² **מאוד נפוץ במדעי המחשב**, מנגנון שגורם לתהליכים נוטים לפנות לאותם כתובות זיכרון ושוב ושוב בצורה רפטטיבית.

51. **PTE – Page Table Entries¹⁰³ :**

a. **גודל כל רשומה הוא 4 Bytes¹⁰⁴**

b. **Page frame number (physical address)** – הכתובת הפיזית שניגשים אליה

c. **Present/absent bit (valid or nor)** – האם הדף נמצא בזיכרון? כן = 1.

d. **Dirty bit (modified or not)** – האם מישחו שינה את הדף? כבר בשימוש? הדבר משפיע על הכתיבה של העמוד לדיסק וכמו כן משפיע על הרבה אלגוריתמים שרצים על התהליכים והזיכרון.

e. **Referenced bit (accessed or not)** – בודקים האם בשימוש או לא, מסייע לקראת ניקוי. פעם בכמה זמן אנחנו בודקים איזה זיכרון לזרוק/לפנות.

f. **Protection** – זכויות גישה? אולי זה Read Only. הדוגמא זה ה-ROM, או משתני const למיניהם ועוד. כמו כן יש דפים שהם Executable, כגון code segment ועוד.

g. **Caching disable/enable** – לפעמים אנחנו נרצה למפות זיכרון בצורה שלא יהיה קאשינג כי זה יכול לפגוע בביצועים. מקרה נוסף שנרצה למנוע זה זיכרון שיש בו רגיש שלא נרצה שימופה לקובץ או Cache כזה או אחר.

⁹⁷ <https://superuser.com/questions/1165420/how-is-virtual-memory-actually-increasing-the-memory-space/1165426>

⁹⁸ בתמונה המצורפת ניתן לראות את החישוב במקרה של 1 ג'יגה ראם.

⁹⁹ נזכור שהחיפוש הוא על כל המערכת הפעלה, כל התהליכים שרצים במקביל ולכן נרצה את הביצועים הטובים ביותר בשליפה. לכן הסיבה שמשתמשים במבנה הזה הוא כדי למנוע חיפוש לינארי שעובר על כל הרשומות, כל נוכל לפנות לערך נתון (לפי ה-PID) הרבה יותר מהר.

¹⁰⁰ נזכור ש PID הוא ערך ייחודי לכל תהליך ועל כן אפשר להשתמש בו לשליפה.

¹⁰¹ יוסבר בהמשך.

¹⁰² https://en.wikipedia.org/wiki/Locality_of_reference

¹⁰³ <https://www.geeksforgeeks.org/page-table-entries-in-page-table/>

¹⁰⁴ <https://www.cs.cornell.edu/courses/cs4410/2015su/lectures/lec14-pagetable.html>

52. **MMU – Memory Management Unit**¹⁰⁵: כל יחידת זיכרון/רשומת זיכרון שמתרגמת זיכרון פיזי לוירטואלי, בדומה לתהליך ה-Paging שתואר מעלה.

53. **TLB – Translation Lookaside Buffer**¹⁰⁶ –

a. הערה: חשוב לזכור שיש Software TLB שקיים בתהליכים ויש גם Hardware TLB שנמצא בתוך ה-MMU של המעבד¹⁰⁷.

תהליך השאילתה (Resolving):

- b. התהליך/קרנל פונה לתרגום של תהליך וירטואלי.
c. השאילתה מגיעה ל-TLB/MMU, אם הוא קיים אצלו, הוא מחזיר את הכתובת.
d. אחרת, במידה וה-TLB/MMU לא מצליח להחזיר את הכתובת אבל הכתובת **חוקית**¹⁰⁸.
i. במקרה והכתובת חוקית, קיימת ב-TLB, אזי מטיילים ב-PT ומעדכנים את ה-TLB בהתאם.
ii. במקרה והכתובת **לא חוקית/לא ממופה**¹⁰⁹, במקרה כזה נקבל שגיאת **PAGE_FAULT**¹¹⁰. קיימים שני סוגים של השגיאה הנ"ל וטיפול בהם¹¹¹:

(1) **SOFT**¹¹² – כאן קיים הדף אבל הוא מוקצה לתהליך אחר, כלומר, עושים אינקרמנטציה למספר השימושים.

(2) **HARD** – כאן מקצים דף חדש/זיכרון פיזי חדש כי הוא בכלל לא קיים בזיכרון.

(3) בשני המקרים, אנחנו נמפה את העמוד ונכניס ל-PT.

iii. **במקרה שהכתובת ממופה, אבל ב-MMU אין מיפוי**: נפנה ל-Page Table ונעשה מה שנקרא **Walk**, נסרוק את הטבלה ונראה את הרישומים, אחרי שנאתר את הכתובת אנחנו נשמור אותה ב-TLB.

54. **שאלות חשיבה ותרגול**¹¹³:

- a. **שאלה**: למה מנגנון ה-Two-Level Page table חוסך זיכרון?
b. **שאלה**: למה Page Table רגיל לא מתאים למערכת 64 ביט?
c. **שאלה**¹¹⁴: מה ההבדל בין Context Switch של חוטים של אותו תהליך לבין תהליכים שונים?
תשובה: ניתן להבין מהשאלה ש-TLB מומש עם Entry אחד לכן כאשר עושים Context Switch בחוטים של תהליכים שונים במצב הזה מביאים למצב של **TLB-Flush**¹¹⁵ והעמסה של TLB חדשים, זה למה במקרה הזה יקח לנו יותר זמן עיבוד.
d. **שאלה**: אותה שאלה רק במעבדים חדשים יותר.
תשובה: ניתן לראות שיש TLB עם רשומות מרובות ועל כן FLUSH לא רלוונטי.
e. **שאלה**: למה בהכרח Two Level PT משפר את הגישה לזיכרון?
תשובה: ככל שיש יותר זיכרון, אנחנו נצטרך יותר ויותר מצביעים, מה שהופך את הגישה אליהם ליותר יקרה. PT רגיל שומר בכל רגע נתון
f. **שאלה**: למה בהכרח Inverted Page Table עדיף במערכות 64 ביט עדיף על טבלה רגילה?
תשובה:

הרצאה 12:

¹⁰⁵ https://en.wikipedia.org/wiki/Memory_management_unit

¹⁰⁶ מתחיל ב-1:35:00, המרצה ציין שזה נושא מספיק חשוב אפילו להרצאה כולה.

¹⁰⁷ כמו כן חשוב לזכור שישנם מעבדים ללא MMU כלל, במקרה כזה יש רק SOFTWARE, זה אמנם מקרה נדיר, אבל קיים.

¹⁰⁸ כלומר הכתובת ממופה, קיימת בטבלה / הוקצה לה טבלה.

¹⁰⁹ כלומר עדיין לא הקצו למקום הזה דף פיזי.

¹¹⁰ [https://en.wikipedia.org/wiki/Page_fault#:~:text=A%20page%20fault%20\(sometimes%20called,address%20space%20of%20a%20process](https://en.wikipedia.org/wiki/Page_fault#:~:text=A%20page%20fault%20(sometimes%20called,address%20space%20of%20a%20process)

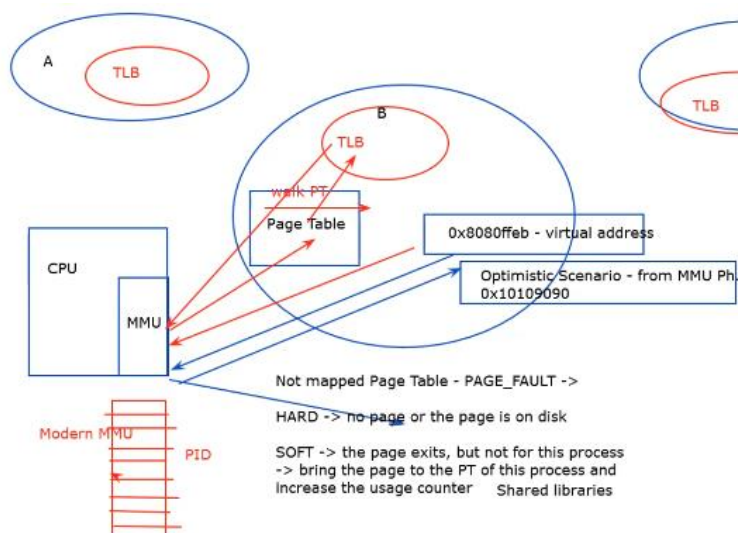
¹¹¹ במקרה כזה יש שגיאה ב-CPU וצריך למפות את הדף הזה.

¹¹² בדרך כלל נובע כתוצאה מ-shared libraries, מכיוון שהספריות משותפות, לשני תהליכים יש את אותו דף, ללא הקצאה של דף פיזי, עושים את זה כדי לחסוך בזיכרון. נחשוב על מצב שיש לנו הרבה מאוד תהליכים שמשתמשים באותו דף, זה הגיוני מאוד כי לא צריך הקצאת זיכרון לכל אחד על ההתחלה.

¹¹³ חלק מהשאלות לא בהכרח היו במהלך השיעור, אלא נרשמו בעקבות סוגיות בהן המרצה התרכז.

¹¹⁴ שאלת ראיון עבודה, 1:37:30

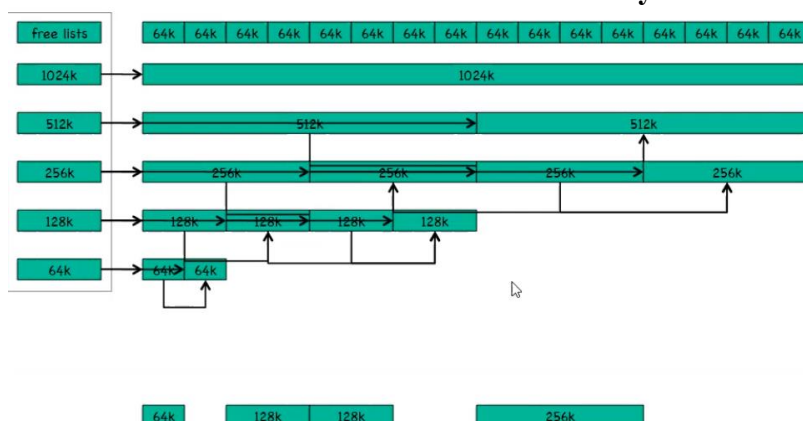
¹¹⁵ כלומר, התהליך החדש מחליף את הרשומות ב-MMU לרשומות שלו.



בתמונה הנ"ל ניתן לראות מספר תהליכים והדרך שהם מתנהלים למול ה TLB/MMU, בין אם שלהם ובין אם של החומרה. סורקים מחדש את התהליך מהחדש שתהליך פונה ל-MMU לקבלת כתובת פיזית, מה קורה כאשר הוא לא מצליח ומה השגיאות האפשריות¹¹⁷. החידוש בשיעור בשונה מהשיעור הקודם שכאן שמנו דגש על תהליך ה Walk שכמעט ולא הוזכר קודם. במהלך ה"הליכה" נבצע סריקה על הכתובות בטבלה שלנו לראות איפה הכתובות שאנחנו מחפשים ואותה נשמור ב TLB לטובת שיפור ביצועים.

56. **כיצד עובד Dynamic Allocation**: כאשר אנחנו מריצים calloc/malloc לטובת ההקצאה הדינאמית הקוד פונה ב-syscall לספריה **Library Allocator - GLIBC**¹¹⁸, אפ'ילו זיכרון הוא מקצה לנו אחת הוא פונה ל-Kernel, גם כאן הזיכרון הוא ביחידות דף. הלוגיקה כאן נקראת Knuth's Buddy Allocator.

57. **Knuth's Buddy Allocator**¹¹⁹:



מנגנון שמומש היום כמעט בכל Kernel ומערכות הפעלה.

¹¹⁶ מתחילת השיעור עד 27:00

¹¹⁷ פירוט מלא נמצא בסיכום של הרצאה 11

¹¹⁸ <https://www.gnu.org/software/libc/>

¹¹⁹ מתחיל 32:00

1. Synchronization: Tournament Tree and Lamport's Bakery Algorithms.
2. Synchronization: Monitors and barriers. Monitors in Java. Event counters and messages.
3. Synchronization: The Readers and Writers Problem. Implementation of the Read-Write Lock by binary semaphores preventing starvations of the readers and the writers.
4. Synchronization: Sleeping Barber Problem.
5. Synchronization: The Mellor-Crummey and Scott (MCS) Multi-Core Friendly Algorithm.
6. Memory Management: Multi-Level and inverted page tables in-depth.
7. Memory Management: page replacement algorithms: FIFO, second chance FIFO, LRU, NFU, the clock algorithm, working set and WS clock. Implementation issues in paging.
8. Memory management: segmentation, memory management in user mode, heap manager and memory mapped files, shared memory, memory locking and segmentation in the Pentium architecture
9. File systems: directories and file types, file management, file system implementation, FAT, UNIX file system, MS-DOS file system, disk management, file system reliability, NTFS and the basics of the SSD/Flash FS.
10. Virtualization and cloud computing: hypervisors, virtual machines, KVM and Open stack
11. I/O in OS: interrupts, I/O ports, memory-mapping and DMA.

59. שאלות חשיבה ותרגול:

a. **שאלה**: למה צריך TLB לכל תהליך?

תשובה:

b. **שאלה**: למה כל הכתובות קאשינג של כתובות וירטואליות מתחזקות פעמיים?

תשובה: זה קורה פעם ב MMU ופעם ב TLB. זאת מכיוון שברגע שנעוץ מה-CPU יכול לבוא תהליך אחר ולעשות FLUSH ואנחנו נצטרך לטעון מחדש¹²¹.

Kahoot ארקדי:

60. מה השימוש של PID?

תשובה: מזהה את התהליך עצמו, כשמו כן הוא Process ID¹²².

61. אילו מהשניים הוא ה API האוניברסלי יותר? FORK או CLONE?

תשובה: Clone הוא האוניברסלי מכיוון שגם הספרייה FORK משתמשת בו על מנת לעבוד. הוא יותר גמיש ומאפשר אופציות הרבה יותר מתקדמות¹²³.

62. במקרה ואנו משתמשים ב FORK בכדי לעשות שכפול לתהליך אחר, האם זה מבצע העתקה עמוקה של הזיכרון של התהליך?

תשובה: לא. הזיכרון משותף עד שיש שינוי באחד מהם, זהו עיקרון Copy On Write.

63. כמה תהליכים יכולים להיות בחוט אחד?

שאלה: תהליך יכול לכלול חוטים, לא להיפך¹²⁴.

64. האם כאשר ממשים חוטים ברמת המשתמש, user level threads, האם אנחנו מקבלים ביצועים טובים יותר?

תשובה: אין תשובה מובהקת מכיוון שזה תלוי מאוד במערכת עצמה והגדרותיה. בסופו של דבר כאשר ממשים חוטים בעצמנו זה מאוד מאוד גמיש והאפשרויות רחבות מאוד.

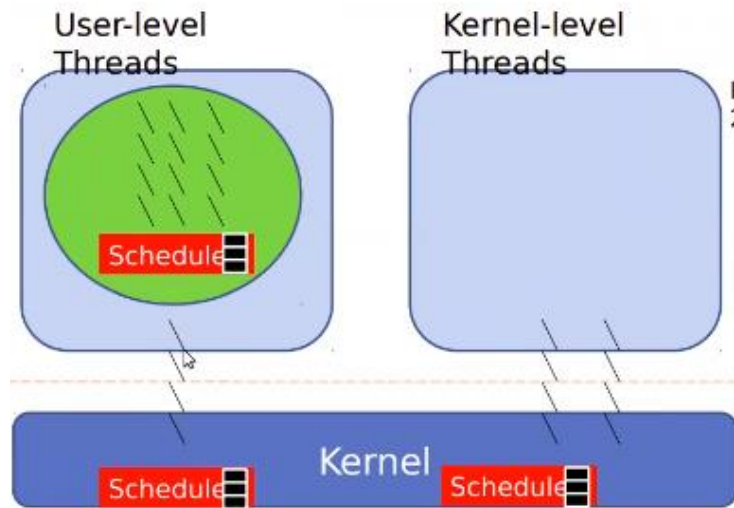
¹²⁰ עלה לקראת סוף השיעור האחרון, המסמך נמצא במודל, מתחיל ב 38:00

¹²¹ צריך להתייחס פה גם למקרה שיש מעבדים חדשים עם MMU מודרני שם יש לו כמה כניסות. שם תהליך יכנס עם PID שזה ערך יחודי ועל כן הוא לא יהיה חייב לעשות FLUSH. זה גורם לכך שה CS יהיה מהיר יותר.

¹²² חשוב לא להתבלבל עם PPID שהוא המזהה של ההורה, Parent.

¹²³ ראינו את זה בתרגול גם כשעשינו STRACE.

¹²⁴ ואם כבר יש חוטים בתהליך, אז יש לפחות אחד.



בתמונה הנ"ל ניתן לראות שאין גם CS בין החוטים של הUSER מכיוון שגם ככה יש רק אחד.

65. האם ניתן להניח שאפליקציה שהיא מרובת חוטים מהירה יותר מכזאת עם חוט אחד?
תשובה: אי אפשר לדעת כלל מכיוון שזה תלוי במשימה שאנחנו רוצים לבצע ועוד המון מרכיבי מימוש למיניהם.

66. מה זה DEADLOCK?
תשובה: Circular Wait. כלומר, המתנה של תהליכים אחד לשני בצורה שחוזרת על עצמה.

67. מה הדרך הטובה ביותר לתאר הרעבה.
תשובה: תהליך שלא קיבל את המשאב שלו הרבה זמן, "חוסר מזל".

68. איך אפשר למנוע או להתמודד עם Deadlock?
תשובה: אפשר לבדוק את המחסנית ולהרוג את האפליקציה בהתאם. כמו כן בשיעורים הזכרנו את זה שצריך למנוע את תופעת ה-Circular Wait עם האלגוריתם המתאים.

69. מה היא פעולה אטומית?
תשובה: זאת פעולה שלא יכולה להיפסק באמצע ע"י תהליך/חוט אחר וזאת מכיוון שהיא רצה בפקודת אסמבלי אחת.

70. איך אפשר למזער את הבזבוז זמן של CS?
תשובה: ע"י שימוש ב Scheduler חכם שיתעדף חוטים מאשר חילוף תהליכים.

71. מה היתרון של מערכת BATCH על מערכת INTERACTIVE?
תשובה: היא יכולה לתכנן קדימה את זמני הביצוע ולטייב אותם.

72. מה המשעות של מ"ה זמן אמת? RT-OS?
תשובה: מערכת הפעלה שהמטרה העיקרית שלה היא לעמוד בדד-ליין של כל משימה שהיא מקבלת.

73. מה הדרך המהירה ביותר להעביר מידע בין תהליכים?
תשובה: Pipes¹²⁵. מה שכן חשוב לזכור ש-Shared Memory עדיף ואף מהיר יותר (וזאת גם התשובה לשאלה הבאה).

74. מה נכון בנוגע ל Shared Memory¹²⁶?
תשובה: הדרך המהירה ביותר להעביר מידע בין תהליכים.

75. למה משתמש Signal Handler¹²⁷?
תשובה: תהליך שעושה OVERRIDE לסיגנלים. תזכורת: זהו תהליך שבאמצעותו אנחנו יכולים לתכנת ולהגדיר

¹²⁵ [https://www.geeksforgeeks.org/pipe-system-call/#:~:text=Conceptually%2C%20a%20pipe%20is%20a,\(inter%2Dprocess%20communication\)](https://www.geeksforgeeks.org/pipe-system-call/#:~:text=Conceptually%2C%20a%20pipe%20is%20a,(inter%2Dprocess%20communication))

¹²⁶ https://en.wikipedia.org/wiki/Shared_memory

¹²⁷ https://en.wikipedia.org/wiki/C_signal_handling

מה קורה עם כל סיגנל וסיגנל שאנחנו מקבלים, יש כמובן כאלה שאי אפשר לתכנת.

76. מה זה IPC?

תשובה: Inter Process Communication

77. האם תהליך יכול לקרוא זיכרון של תהליך אחר?

תשובה: כן, רק אם יש להם זיכרון משותף. אחרת מדובר בעבירת אבטחה.

78. מה הוא הזיכרון הכי מהיר?

תשובה: L2 Cache¹²⁸

79. למה יש הפרדה בין user / kernel space?

תשובה: במטרה להגן על המערכת ממפתחים שיכולים ליצור באגים.

80. מה זה תהליך זומבי?

תשובה: תהליך שהסתיים ו"מת" אבל לא קיים אב שיאסוף את התשובה שלו.

81. האם תהליכי זומבי ודימון דומים?

תשובה: לא. זומבי לא יכול לרוץ הוא כבר סיים, דימון רץ ברקע.

82. מה זה ROUND ROBIN?

תשובה: טכניקת Scheduling.

83. מה החשיבות של תזמון תהליכים?

תשובה: השימוש שלו הוא בכדי לייצר מנגנון יעיל של ריצה של דברים במקביל.

84. האם SJF יותר טוב מ FCFS?

תשובה: SJF יותר טוב, כי הוא לוקח את הקצרים יותר קודם ולא בהכרח את מה שמגיע ראשון ויכול להעיקר מאוד על האחרים.

85. מה זה PREEMPTION?

תשובה: שמתאפשר לעצור תהליך בזמן ריצה, כלומר תהליך אחר יכול לעצור תהליך רץ בכדי להיכנס במקומו.

86. מה זה QUANTA של מתזמן ומה אנחנו רוצים שיהיה?

תשובה: בין MS 20-50 לא קטן מדי ולא גדול מדי בכדי שהיעילות תהיה מירבית¹²⁹.

87. האם אנו מבדילים בין תהליכים שהם CPU BOUND לבין IO BOUND?

תשובה: כן אנחנו רוצים שה IO יבואו קודם, כי כאשר שולחים משימות לשם ה-CPU שהוא יקר יותר פנוי ויכול לעשות דברים אחרים¹³⁰.

88. האם משימות IO BOUND לא יעילות?

תשובה: אי אפשר להתייחס לזה בצורה הזאת, זה לא שהוא לא יעיל הוא משתמש במשאבים אחרים, "עובד במקום אחר".

89. במערכת הפעלה שהיא רב שימושית וידידותית למשתמש מה זה TRADEOFF?

תשובה: כל התשובות נכונות:

a. שימוש בזיכרון ושימוש ב CPU.

b. QUANTA גדולה לזיכרון וקטנה לתגובתיות.

c. UI "נוצץ" למול שימוש באנרגיה.

90. מה זה CS, חלק קריטי, של קוד?

תשובה: זה חלק בקוד שאנחנו לא רוצים שיתקל בהפרעה בזמן שהוא רץ.

¹²⁸ כמובן שזה נכון רק בשאלה הזאת 1L מהיר יותר במציאות, יש טבלה בשיעור הראשון שמסכמת הכל.

¹²⁹ ראינו כבר בהרצאה שקטן מדי הוא לא בהכרח טוב.

¹³⁰ לדוגמא כשכותבים דברים על הדיסק הקשיח, המעבד מתחיל את המשימה ומשם ה IO עובד על זה ומשאיר על ה-CPU פנוי.

91. מה זה Mutual Exclusion?
תשובה: תהליך שדואג שה-CS יהיה בטוח.
92. במידה ונבטל את כל ה-INTERRUPT לפקודה מסוימת, האם זה יהפוך אותנו למצב שאנחנו SAFE-CS?
תשובה: לא, בגלל שזה משפיע רק על ליבה אחת, זאת שאנחנו כרגע רצים עליה. אבל ליבה אחרת כן יכולה להתערב.
93. מה היתרונות של ¹³¹BUSY WAITING?
תשובה: זה טוב רק עבור המתנות קצרות מאוד מכיוון שהמתזמן לא מעורב בתהליך הזה.
94. מה המגבלות של המגבלות של אלגוריתם פטרסון?
תשובה: הוא חייב שני תהליכים זהים בכדי להיות יעיל.
95. מה זה SEMAPHORE?
תשובה: זה מנגנון שמאפשר סנכרון והרצה של חלקי קוד שונים.
96. מה ההבדל בין SEMAPHORE סופר וכזה שלא?
תשובה: סופר מאפשר כניסה של מספר חוטים ל-CS.
97. מה זה אומר כשאומרים שתהליך הוא במצב של BLOCKED STATE?
תשובה: זה תור של SEMAPHORE, הוא מחכה שיעירו אותו כאשר ה-SEMAPHORE יסיים.
98. מה זה TSL?
תשובה: מנגנון מערכתי למימוש MUTEX.

¹³¹ תהליך שבמהלכו אנחנו יושבים במשתנה עד שהוא משתנה, בודקים אותו שוב ושוב בלולאת WHILE עד שהמצב משתנה.