

LATVIJAS UNIVERSITĀTE
DATORIKAS FAKULTĀTE

**ATMIŅAS IZMETES PIELIETOŠANA
KAUDZES ATKĻŪDOŠANAS METODES
IZSTRĀDEI**

BAKALAURA DARBS

Autors: **Renata Januškeviča**

Studenta apliecības Nr.: rj10013

Darba vadītājs: Mg. sc. ing. Romāns Taranovs

RĪGA 2014

ANOTĀCIJA

Darbs sastāv no ievada, 6 nodaļām, secinājumiem un 3 pielikumiem. Tajā ir 23. lappuses, 15 attēli, 2 tabulas pamattekstā un 16 nosaukumi literatūras sarakstā.

Atslēgvārdi:

ABSTRACT

The development of a heap debugging method based on the use of core dumps

The work consists of introduction, 6 chapters, conclusions and 3 appendixes. It contains 23. pages, 15 figures, 2 tables and 16 references.

Keywords:

SATURS

Apzīmējumu saraksts.....	1
Ievads.....	2
1. Jēdzieni, uz kuriem balstīta metode	3
1.1. Atmiņas izmete.....	3
1.1.1 Atmiņas izmetes ģenerēšana no koda	3
1.1.2 Atmiņas izmetes ģenerēšana no gdb	4
1.1.3 Atmiņas izmetes ģenerēšana no komandrindas interpretatora	4
1.1.4 Atmiņas izmetes ģenerēšanas nosacījumi	5
1.2. Atklādošana, izmantojot atmiņas izmeti	6
2. Atmiņas iedalīšana, organizācija un pārvaldība	8
2.1. Atmiņas iedalīšanas paņēmieni.....	8
2.2. Atmiņas pārvaldība	9
2.2.1 Kodola atmiņas pārvaldība	9
2.2.2 Lietotājs atmiņas pārvaldība	10
2.3. Atmiņas iedalīšana glibc bibliotēkā	11
2.3.1 Atmiņas chunk gabali	11
2.3.2 Bin saraksti ptmalloc2 versijā	13
2.3.3 Atmiņas arēna	15
3. Problēmu apraksts	17
3.1. Pētīšanas metodes.....	17
3.2. Izmantojamie rīki	17
4. Atklāšanas metodes apraksts	18
4.1. Metodes pamatprincipi	18
4.2. Detalizēts metodes apraksts	18
4.3. Salīdzināšana ar eksistējošām metodēm	18
5. Metodes realizācijas apraksts.....	19
5.1. Sistēmas apraksts	19
5.2. Projektējums	19
5.3. Iegūtais rezultāts	19
Galvenie rezultāti un secinājumi	20
Izmantotā literatūra un avoti.....	22

APZĪMĒJUMU SARAKSTS

POSIX (Portable Operating System Interface) - IEEE un ISO standartu kopa, kas reglamentē kā rakstīt pieteikumu pirmkodu tā, lai pieteikumi būtu pārnēsājami starp operētājsistēmām.

IEEE (Institute of Electrical and Electronics Engineers) - Elektrotehnikas un elektronikas inženieru institūts.

ISO (International Organization for Standardization) - Starptautiskā Standartu organizācija.

Hard link - Stingrā saite - rādītājs uz datnes indeksa deskriptoru.

Heap - Kaudze - atmiņas apgabals, kurš tiek izmantots dinamiskajai atmiņas iedalīšanai.

ELF (Executable and Linkable Format) - ELF formāts - bināro datņu formāts, kurš ir Unix un Linux standarts. Šis formāts var būt izmantots priekš izpildāmam datnēm, objektu datnēm, bibliotēkām un atmiņas izmetēm.

Memory allocation - Atmiņas iedalīšana - atmiņas adreses piesaistīšana instrukcijām un datiem.

Static memory allocation - Statiskā atmiņas iedalīšana - atmiņas iedalīšanas paņēmieni, kurš ir pielietots kompilācijas laikā.

Dynamic memory allocation - Dinamiskā atmiņas iedalīšana - atmiņas iedalīšanas paņēmieni, kurš pielietots programmas izpildes laikā.

Core dump - Atmiņas izmete - visa atmiņas satura vai tā daļas pārrakstīšana citā vidē (parasti - no iekšējās atmiņas ārējā). Izmeti izmanto programmu atklūdošanai.

Instance of the program - Programmas instance - izpildāmās programmas kopija, kurai ir nepieciešama vieta operatīvajā atmiņā.

Chunk - Gabals - nepārtraukts atmiņas gabals ar īpatnējo struktūru.

ptmalloc2 - atvērtā pirmkoda programmatūra, kura nodrošina lietotāja līmeņa atmiņas iedalīšanu. Realizācija ptmalloc2 ir daļa no GNU C bibliotēkas, kura nodrošina dinamisko atmiņas iedalīšanu, izmantojot malloc(), free(), realloc() funkcijas izsaukumus.

dlmalloc (Doug Lea's Malloc) - atvērtā pirmkoda programmatūra, kura nodrošina lietotāja līmeņa atmiņas iedalīšanu, uz kuru balstīta ptmalloc/ptmalloc2/ptmalloc3 realizācijas.

bin - viensaišu vai dubultsaišu saraksts, kurā tiek uzglabāti atbrīvoti atmiņas gabali.

IEVADS

1. JĒDZIENI, UZ KURIEM BALSTĪTA METODE

Šajā nodaļā tiek aplūkots atmiņas izmetes jēdziens, ka arī aprakstītas atmiņas izmetes ģenerēšanas iespējas un nosacījumi. Nodaļā ir aprakstīts atklūdošanas process, kas var būt paveikts, izmantojot atmiņas izmeti. Uz šiem pamatjēdzieniem, turpmāk tiks balstīta izstrādājamā kaudzes atklūdošanas metode.

1.1. Atmiņas izmete

Sistēmās, kuras atbalsta POSIX standartus, ir signāli [11], kuri, pēc noklusētās apstrādes, izraisa atmiņas izmetes ģenerēšanu un pārtrauc procesa darbību. Šos signālus var atrast `man 7 signal` komandas izvadā. Signāliem, kuri izraisa izmetes ģenerēšanu, signālu tabulā [9] ir lauks ar vērtību `core`, kas atrodas ailē ar nosaukumu darbība (Action). Uzģenerētā atmiņas izmete iekļauj sevī procesa atmiņas attēlojumu uz procesa pārtraukšanas brīdi, piemēram, CPU reģistrus un steka vērtības katram pavedienam, globālos un statiskos mainīgos. Atmiņas izmeti var ielādēt atklūdotājā, tāda kā `gdb`, lai apskatītu programmas stāvokli uz brīdi, kad atnāca operētājsistēmas signāls [8]. Veicot atmiņas izmetes analīzi, kļūst iespējams atrast un izlabot kļūdas, pat tad, ja nav piekļuves sistēmai.

Eksistē vairākas iespējas kā var uzģenerēt atmiņas izmeti. To var izdarīt no programmas koda, `gdb` atklūdotāja vai komandrindas interpretatora. Turpmāk katra no iespējam tiks apskatīta sīkāk.

1.1.1. Atmiņas izmetes ģenerēšana no koda

Ģenerējot atmiņas izmeti no programmas koda, ir divas iespējas: process var turpināties vai beigt savu darbu pēc signāla nosūtīšanas.

```
1 #include <signal.h>
2
3 int main () {
4
5     raise(SIGSEGV); /* Signal for Invalid memory reference */
6
7     return 0;
8 }
```

1.1. att. Atmiņas izmetes ģenerēšana, pārtraucot procesa darbību

Ja nav nepieciešams, lai process turpinātu darbību, tad var izmantot funkcijas `raise()`,

`abort()`, kā arī var apzināti pieļaut kļūdu kodā. Tādas kļūdas kā dalīšana ar nulli nosūta SIGFPE signālu, bet vēšanās pēc rādītāja ar null vērtību - SIGSEGV signālu. Izmantojot funkciju `raise()`, ir iespējams norādīt atmiņas izmeti izraisošo signālu. Piemērā (sk. 1.1. attēlu) ir redzams C kods, kur funkcija `raise()` nosūta SIGSEGV signālu izpildāmai programmai. Pēc šī izsaukuma izpildes tiek izvadīts ziņojums: Segmentation fault (core dumped). Atmiņas izmeti lietotāju procesiem var atrast darba mapē, jo Linux operētājsistēmā tā ir noklusēta atmiņas izmetes atrašanas vieta, bet noklusētais atmiņas izmetes nosaukums ir `core`.

Ir iespējams uzģenerēt atmiņas izmeti, nepārtraucot procesa darbību (sk. 1.2. attēlu). To var panākt ar `fork()` funkcijas palīdzību. Funkcija `fork()` izveido bērna procesu, kas ir vecāka procesa kopija. Funkcijas `fork()` veiksmīgas izpildes gadījumā, bērna procesam atgriež 0 vērtību. Pēc `abort()` funkcijas izpildes, bērns beidz izpildi un uzģenerē atmiņas izmeti. Vecāks process turpina izpildi.

```
1 #include <stdlib.h>
2
3 int main () {
4
5     int child = fork();
6     if (child == 0) {
7         abort(); /* Child */
8     }
9     return 0;
10 }
```

1.2. att. Atmiņas izmetes ģenerēšana, turpinot procesa darbību

1.1.2. Atmiņas izmetes ģenerēšana no gdb

Izsaukumi no koda nav vienīga iespēja kā varētu iegūt atmiņas izmeti. Var izmantot gdb komandas: `generate-core-file [file]` (sk. 1.3. attēlu) vai `gcore [file]`. Šīs komandas izveido gdb pakļautā procesa atmiņas izmeti. Izmantojot gdb, var uzģenerēt atmiņas izmeti, kura atbilst kādam pārtraukuma punkta stāvoklim. Neobligāts arguments `filename` nosaka atmiņas izmetes nosaukumu. Šī gdb komanda ir realizēta GNU/Linux, FreeBSD, Solaris and S390 sistēmās [3].

1.1.3. Atmiņas izmetes ģenerēšana no komandrindas interpretatora

Trešā iespēja ir nosūtīt signālu, izmantojot komandrindas interpretatoru. Komanda `kill` var nosūtīt jebkuru signālu procesam. Pēc komandas `kill -<SIGNAL_NUMBER> <PID>`, signāls ar numuru `SIGNAL_NUMBER` tiks nosūtīts procesam ar norādītu PID vērtību. Izmantojot


```
1 (gdb) attach <pid>
2 (gdb) generate-core-file <filename>
3 (gdb) detach
4 (gdb) quit
```

1.3. att. Atmiņas izmetes ģenerēšana, izmantojot gdb

shell komandrindas interpretatoru ir iespējams izmantot īsinājumtaustiņus signālu nosūtīšanai. Nospiežot Control + \ tiks nosūtīts SIGQUIT signāls procesam, kas pašreiz ir palaists (sk. 1.4. attēlu) [12]. Šajā piemēra ziņojumu - Quit (core dumped), izdruka shell. Šīs komandrindas interpretators noteic, ka sleep procesu (shell bērnu) pārtrauca SIGQUIT signāls. Pēc šī signāla nosūtīšanās darba mapē tiek uzģenerēta atmiņas izmete.

```
1 $ ulimit -c unlimited
2 $ sleep 30
3 Type Control +\
4 ^\Quit (core dumped)
```

1.4. att. Atmiņas izmetes ģenerēšana, izmantojot īsinājumtaustiņus

1.1.4. Atmiņas izmetes ģenerēšanas nosacījumi

Lai uzģenerētu atmiņas izmeti ir jābūt izpildītiem sekojošiem nosacījumiem [12]:

- ir jānodrošina atļauja procesam rakstīt core datni darba mapē,
- ja datne, ar vienādu nosaukumu jau eksistē, tad ir jābūt ne vairāk kā vienai stingrai saitei,
- izvēlētai darba mapei ir jābūt reālai un jāatrodas norādītajā vietā,
- Linux core datnes izmēra robežai RLIMIT_CORE jāpārsniedz ģenerējamā faila izmēru, RLIMIT_FSIZE robežai jāļauj procesam izveidot atmiņas izmeti,
- ir jāatļauj lasīt bināro datni, kura ir palaista,
- failu sistēmai, kurā atrodas darba mape, ir jābūt uzmontētai priekš rakstīšanas, tai nav jābūt pilnai un ir jāsaturs brīvie indeksa deskriptori,
- bināro datni jāizpilda lietotājam, kurš ir datnes īpašnieks (group owner).

Pēc noklusējuma atmiņas izmetes ģenerēšanas iespēja ir izslēgta, `ulimit -c unlimited` komanda ļauj ieslēgt atmiņas izmetes ģenerēšanu.

1.2. Atklūdošana, izmantojot atmiņas izmeti

Atmiņas izmete satur datus, kuri dod iespēju atrast kļūdas. Tāpēc atmiņas izmete var tikt pielietota, lai veiktu lietotnes atklūdošanu, pēc neparedzētas programmas apstāšanās. Atmiņas izmetes analīze ir efektīvs veids, kā var attālināti atrast un izlabot kļūdas bez iejaukšanās un tiešas piekļuves sistēmai. Daudzos gadījumos, atmiņas izmete ir speciāli uzģenerēta datne, kura palīdz iegūt atmiņas stāvokli uz signāla nosūtīšanas brīdi. Atmiņas izmete ir labi piemērota kļūdu meklēšanai, kas saistītas ar nepareizo atmiņas izmantošanu lietotnē.

Atmiņas izmete ir ELF formāta datne. ELF formāts ir Linux un Unix standarts priekš izpildāmām datnēm, objektu datnēm, bibliotēkām un atmiņas izmetēm. Lai darbotos ar atmiņas izmetēm ir nepieciešams, lai rīks, kurš tika izvēlēts (bibliotēka, utilitprogramma vai atklūdotājs) atbalstītu ELF formāta datnes. GNU gdb ir Linux standarta atklūdotājs [14], kurš ir plaši pielietojams atmiņas izmešu analīzei. Turpmāk tiek apskatīta atmiņas izmetes analīze ar gdb atklūdotāju.

Atmiņas izmetes atklūdošana, izmantojot gdb

Ja atmiņas izmetes analīzei tika izvēlēts GNU gdb atklūdotājs, tad pirms sākt analīzi ir nepieciešams pārliecināties ka gdb ir pareizi nokonfigurēts priekš procesora arhitektūras, no kuras bija iegūta atmiņas izmete. To var identificēt uzreiz pēc gdb palaišanas, ar sekojošās rindiņas palīdzību: `This GDB was configured as i686-linux-gnu`. Lai atmiņas izmete saturētu atklūdošanas informāciju, ir jānorāda -g opcija kompilācijas laikā. Atklūdošanas informācija ir uzglabāta objektu datnē un saglabā atbilstību starp izpildāmo datni un pirmkodu, ka arī mainīgo un funkciju datu tipus. Ja atmiņas izmete neiekļauj atklūdošanas informāciju, tad atmiņas izmete var attēlot sekojošo tekstu (sk. 1.5. attēlu).

```
1 (gdb) p main
2 $ 1 = {<text variable, no debug info>} 0x80483e4 <main>
```

1.5. att. Atmiņas izmete nesatur atklūdošanas informāciju

Kad atmiņas izmete ir uzģenerēta, tad to var apskatīt, izmantojot gdb atklūdotāju (sk. 1.6. attēlu). Atklūdotājam kā argumenti tiek padoti: izpildes fails un atmiņas izmete. Izpildes failam ir jāatbilst atmiņas izmetei, lai varētu apskatīt korektus, nesabojātus datus.

```
1 $ gdb <path/to/the/binary> <path/to/the/core>
```

1.6. att. Atmiņas izmetes atvēršana, izmantojot gdb atklūdotāju

Gdb ļauj iegūt svarīgus datus no atmiņas izmetes. Komanda `info files` ļauj apskatīt procesa segmentus. Katram segmentam ir adrešu apgabals ar nosaukumu. Segmenti, kuru nosaukums ir "loadNNN" pieder procesam, tajos var tikt uzglabāti: statistiskie dati, steks, kaudze, koplietošanas atmiņa. Tā kā segmentu robežas ir zināmas, tad kļūst iespējams izdrukāt atmiņas saturu, kas pieder segmentiem, uzzināt kuram segmentam pieder konkrētā atmiņas adrese un kādas ir segmentu adrešu vērtības.

Lai izdrukātu atmiņas apgabalu ir nepieciešams norādīt atmiņas adresi (`addr`), no kura sākt atmiņas izdruku, formātu (`f`), apgabala lielumu (`n`) un norādīt vienības lielumu (`u`) (sk. 1.7. attēlu). Izmantojot doto piemēru tiks izdrukāts `n` liels atmiņas apgabals, kurš sākas ar adresi `addr`. Formātu un vienības lielumu vajag norādīt saskaņā ar gdb pamācību [15].

```
1 (gdb) x/nfu addr
```

1.7. att. Atmiņas apgabala izdrukāšanas formāts

Atmiņas izmetes analīze sākas ar backtrace izdrukāšanu. Backtrace ir pārskats, kurš attēlo kā programma nonāca stāvoklī, kurā pabeidza savu darbību. Tas palīdz ātri atrast instrukciju kura bija izpildīta pēdēja un daudzos gadījumos, tas palīdz ātri identificēt kļūdas cēloni.

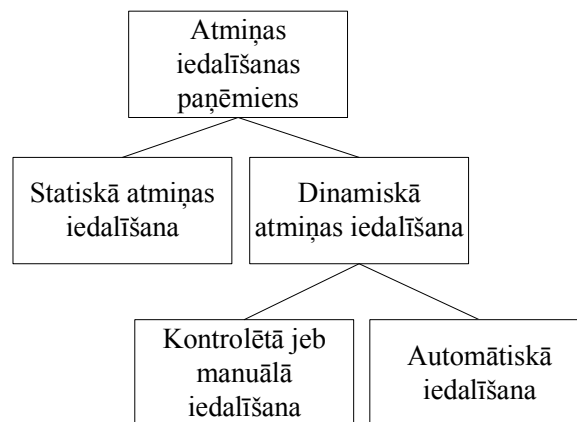
Katra rindiņa satur rāmi (frame). Backtrace izdruka sākas ar rāmi, kurš iekļauj funkciju, kura bija izpildīta pēdēja. Nākamais rāmis iekļauj funkciju, kas izsauca iepriekšējā rāmī iekļauto funkciju. Katrai backtrace rindiņai piešķirts rāmja numurs. Katrs rāmis var iekļaut: funkcijas nosaukumu, pirmkoda datnes nosaukumu, pirmkodam atbilstošo rindiņas numuru un funkcijas argumentus. Backtrace var tikt iegūts izmantojot gdb komandu `backtrace full` vai `bt f`. Pēc noklusējuma, daudzpavedienu lietotnēs gdb rāda backtrace kārtējām pavedienam, bet pastāv iespēja iegūt arī backtrace izdruku priekš citiem pavedieniem. Ja programma bija nokompilēta ar optimizācijas opciju, tad backtrace varētu neiekļaut funkcijas argumentus, tad funkciju argumenti varētu tikt nodoti caur CPU reģistriem. CPU reģistru vērtības ir iespējams iegūt, izmantojot komandu `info registers` vai `i r`. Atmiņas izmetē atrodas pēdējais atmiņas stāvoklis, tāpēc CPU reģistru vērtības ir iespējams atjaunot no steka, ja pēc izjaukšanas (disassembling) ir redzams, ar cik lielu nobīdi tie tika saglabāti stekā. Izjaukšana (disassembling) ļauj izdrukāt asamblera instrukcijas noraidītai funkcijai. Tas dod iespēju salīdzināt pirmkodu ar asamblera instrukcijām un tāda veidā var atrast nepieciešamo mainīgo vērtības stekā.

2. ATMIŅAS IEDALĪŠANA, ORGANIZĀCIJA UN PĀRVALDĪBA

Šajā nodaļā ir aprakstīti atmiņas iedalīšanas paņēmieni, ir dots īss ieskāts atmiņas organizācijā un aprakstīta atmiņas pārvaldība, kuru var veikt kodols vai lietotājs. Šajā nodaļā tiek iekļauta informācija, kura palīdz saprast kopējo atmiņas organizācijas mehānismu un tās saistību ar programmu, ja programmā ir izmantota dinamiskā (kontrolētā) atmiņas iedalīšana.

2.1. Atmiņas iedalīšanas paņēmieni

Pirms izpildīt programmu, operētājsistēmai ir nepieciešams iedalīt resursus, tādus kā atmiņas adreses. Eksistē divas atmiņas iedalīšanas paņēmieni: statiskā un dinamiskā atmiņas iedalīšana (sk. 2.1. attēlu).



2.1. att. Atmiņas iedalīšanas paņēmieni klasifikācija

Statiskā atmiņas iedalīšana

Statiskā atmiņas iedalīšana nozīmē, ka atmiņa tiek iedalīta vienu reizi pirms programmas palaišanas, parasti tas notiek kompilācijas laikā. Programmas izpildēs laikā atmiņa vairs netiek iedalīta, ka arī netiek atbrīvota. Statiskais atmiņas iedalīšanas paņemiens nodrošina to, ka atmiņa tiek iedalīta statiskiem un globāliem mainīgiem, neatkarībā no tā vai mainīgais tiks izmantots pie dotajiem nosacījumiem vai nē.

Dinamiskā atmiņas iedalīšana

Dinamiskā atmiņas iedalīšana nozīme, ka atmiņa tiek iedalīta programmas izpildes laikā. Tas var būt nepieciešams, kad atmiņas daudzums nav zināms programmas kompilācijas laikā. Dinamiskā atmiņas iedalīšana, var būt realizēta ar steka vai kaudzes palīdzību un var būt automātiskā vai kontrolētā [10].

Automātiskā iedalīšana notiek, kad sākas programmas funkcijas izpilde. Šeit viens un tas pats atmiņas apgabals, kurš bija atbrīvots, var tikt izmantots vairākas reizes. Piemēram, kad tekošās funkcijas argumenti un lokālie mainīgie ir saglabāti stekā un izdzēsti pēc šīs funkcijas izpildes. Vērtību izdzēšana vai saglabāšana notiek, nobīdot steka norādi. Pēc tam atbrīvotā atmiņa var būt izmantota atkārtoti. Priekš automātiskās atmiņas iedalīšanas, izmato steku. Visiem funkcijas mainīgiem var piekļūt izmantojot steka norādes nobīdi, kas tiek uzglabāta reģistrā, piemēram, Intel x86 procesoros, 16 bitu režīmā reģistrs ir **SP**, 32 bitu režīmā - **ESP** un 64 bitu režīmā - **RSP** [13]. Reģistrs uzglabā adresi, kurā atrodas pēdējā uzglabāta vērtība stekā. Steka pārpildīšana var notikt dažādu iemeslu dēļ, piemēram to var izraisīt dziļa rekursija.

Kontrolētā atmiņas iedalīšana nozīme, ka programma var izvēlēties patvaļīgus, brīvus atmiņas apgabalus priekš programmas datiem. Kontrolētā jeb manuālā atmiņas iedalīšana ir realizēta ar kaudzes palīdzību. Šeit nav iespējams piekļūt datiem izmantojot vienu norādi un tās nobīdi. Tagad katram izdalītam atmiņas apgabalam var piekļūt tikai tad, ja ir norāde uz šo iedalīto atmiņas apgabalu. Gadījumos, kad norādes nav, tad adreses vairāk nav sasniedzamas un kļūst pazaudētas.

2.2. Atmiņas pārvaldība

Kad tiek izpildīta jebkura programma, atmiņa tiek pārvaldīta divos veidos: ar kodola palīdzību vai ar lietotnes funkciju izsaukumiem, tādiem kā `malloc()`.

2.2.1. Kodola atmiņas pārvaldība

Operētājsistēmas kodols pārvalda visus atmiņas pieprasījumus, kas attiecas uz programmu vai programmas instancēm. Kad lietotājs sāk programmas izpildi, tad kodols iedala atmiņas apgabalu tekošai programmai. Pēc tam programma pārvalda iedalīto apgabalu, sadalot to vairākos segmentos:

- Teksts - uzglabāti dati, kuri tiek izmantoti tikai lasīšanai. Tās ir koda instrukcijas. Vairākas programmas instances var izmantot šo atmiņas apgabalu.
- Statiskie dati - apgabals, kurā tiek uzglabāti dati ar iepriekš zināmu izmēru. Tās ir globālie un statiskie mainīgie. Operētājsistēma iedala šī apgabala kopiju priekš katras

programmas instances atsevišķi.

- Atmiņas arēna - apgabals, kurā tiek uzglabāta dinamiski iedalītā atmiņa. Atmiņas arēna sastāv no kaudzes un atbrīvotās atmiņas sarakstiem. Kaudze ir apgabals, kurā atrodas visa iedalītā atmiņa programmas izpildei.
- Steks - apgabals, kurā tiek uzglabāts funkciju izsaukumu stāvoklis, katram funkcijas izsaukumam. Steks aug no lielākas adreses uz mazāko. Unikāla atmiņas arēna un steks iedalīti priekš katras programmas instances atsevišķi.

Lai palielinātu atmiņas arēnas izmēru, tiek veikts `brk()` sistēmas izsaukums. Izsaukums uzstāda atmiņas arēnas segmenta jauno beigu robežu. Jā process nepārsniedz savu limitu, tad izsaukums atgriež 0 un arēnas segmenta lielums tiek veiksmīgi izmainīts, pretējā gadījumā tiek atgriezts -1. Iedalīto adrešu intervālu stekam un atmiņas arēnai var atrast `/proc/<pid>/maps` datnē.

2.2.2. Lietotājs atmiņas pārvaldība

Lietotājam iedalīta atmiņa atrodas kaudzē, kura tiek novietota atmiņas arēnā. Atmiņas arēna C valodā tiek pārvaldīta ar `malloc()`, `realloc()`, `free()` un `calloc()` funkciju palīdzību [16]. C++ valodā ir izmantots operators `new`, lai pieprasītu atmiņu. Attēlā 2.2. ir redzama C un C++ sintakse atmiņas pieprasīšanai izmantojot C un C++ kodu. Vienīgais arguments `malloc()` funkcijai ir baitu skaits. C programmai, lai saskaitītu cik baitu ir nepieciešams pieprasīt, ir nepieciešams zināt cik daudz vietas aizņem viens elements un kāds ir elementu skaits. Funkcija `malloc()` atgriež void tipa rādītāju, tāpēc C programmās ir nepieciešams izmantot drošo tipa pārveidotāju (`typecast`). Tas ir nepieciešams, lai saglabātu atgriezto norādi lokālajā maiņīgajā. Atmiņas inicializācija C kodā var būt veikta izmantojot arī citas funkcijas, piemēram `calloc()` funkciju, kura atgriež atmiņas apgabalu inicializētu ar 0 vērtībām.

```
1 int * ptr1 = new int; // C++
2 int * ptr1 = (int *)malloc( sizeof(int) ); /* C */
3
4 char * str = new char[num_elements]; // C++
5 char * str = (char *)malloc( sizeof(char) * num_elements ); /* C */
```

2.2. att. Dinamiskās atmiņas iedalīšana C un C++

Funkcija `free()` atbrīvo ar `malloc()` palīdzību iedalīto atmiņu. Lielāka atšķirība starp `free()` un `delete` ir tāda, ka vecajās `free()` realizācijās netiek nodrošināts atbalsts `free()` funkcijai, kad arguments ir `null` [5].

Programmas rakstīšanā nejauc kopā C un C++ stilus, tāpēc priekš C++ programmas izmanto new un delete operatorus (sk. 2.3. attēlu), bet priekš C programmām malloc() un free.

```
1 delete ptr1; // C++
2
3 If( ptr1 != NULL )
4     free(ptr1); /* C */
```

2.3. att. Dinamiskās atmiņas atbrīvošana C un C++

Ja atmiņa pēc izmantošanas netiek nekad atbrīvota, un katru reizi, izpildot vienu un to pašu koda gabalu, iedalīta no jauna, tad pieejams operētājsistēmai atmiņas daudzums ar laiku samazinās. Sākumā sistēma paliek arvien lēnāka, pēc tam parasti notiek sistēmas apstāšanās.

2.3. Atmiņas iedalīšana glibc bibliotēkā

Darbā tiks aplūkota GNU C bibliotēkas (versija 2.3) ptmalloc2 realizācija, kuru izstrādāja Wolfram Gloger, balstoties uz Doug Lea dlmalloc realizāciju. Atšķirībā no dlmalloc, ptmalloc2 izmanto atsevišķas arēnas priekš pavedieniem. Tāpēc atmiņas iedalīšana var notikt vienlaicīgi vairākos pavedienos. Atmiņas iedalīšana sākas ar malloc() izsaukumu no programmas koda un tiek nodrošināta ar GNU C bibliotēkas palīdzību. GNU C bibliotēka ļauj efektīvāk pārvaldīt no kodola iedalīto atmiņas apgabalu, nekā tas būtu nodrošināts, katru reizi pieprasot atmiņas apgabalu ar brk() sistēmas izsaukumu.

2.3.1. Atmiņas chunk gabali

Atmiņa no kaudzēs tiek iedalīta, izmantojot malloc_chunk struktūru (sk. 2.4. attēlu). Struktūras malloc_chunk elementi ir aprakstīti tabulā 2.1.

```
1 struct malloc_chunk {
2     INTERNAL_SIZE_T      prev_size;
3     INTERNAL_SIZE_T      size;
4     struct malloc_chunk*  fd;
5     struct malloc_chunk*  bk;
6 }
```

2.4. att. Atmiņas gabala struktūra

Katru reizi ir iedalīts lielāks atmiņas gabals nekā pieprasīts ar malloc() funkciju. Tas ir nepieciešams, lai varētu saglabāt uzturēšanai nepieciešamo informāciju. Iedalītam gabalam

uzturēšanas informācija ir divas `INTERNAL_SIZE_T` tipa vērtības, kas vienādas ar 8 vai 16 baitiem. Tas ir atkarīgs no tā, kāda vērtība ir piešķirta `INTERNAL_SIZE_T` makrodefinīcijai (4 vai 8 baiti).

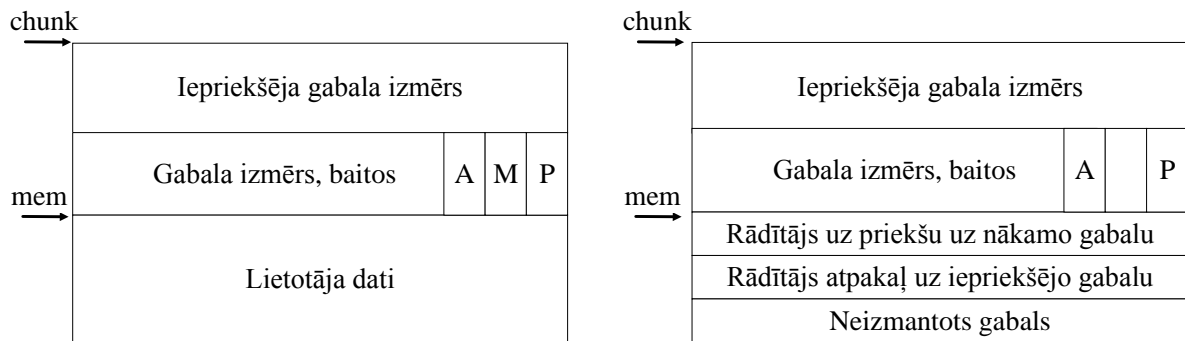
2.1. tabula
Chunk gabala struktūras apraksts

Elements	Nozīme
<code>INTERNAL_SIZE_T prev_size</code>	Iepriekšēja gabala izmērs (baitos), ja tas bija atbrīvots
<code>INTERNAL_SIZE_T size</code>	Kārtējā gabala izmērs (baitos)
<code>struct malloc_chunk* fd</code>	Rādītājs uz nākamo atbrīvoto gabalu, ja kārtējais gabals ir atbrīvots un pievienots dubultsaišu bin sarakstām
<code>struct malloc_chunk* bk</code>	Rādītājs uz iepriekšējo atbrīvoto gabalu, ja kārtējais gabals ir atbrīvots un pievienots dubultsaišu bin sarakstām

Ar `INTERNAL_SIZE_T` var uzdot iekšējo vārda izmēru (word-size), kurš pēc noklusējuma ir vienāds ar `size_t` izmēru. Datoriem ar 64 bitu tehnoloģiju, 4 baitu vērtības piešķiršana makrodefinīcijai var samazināt aizņemtās atmiņas daudzumu, bet ierobežo lielāko iedalīto gabala izmēru. Tā kā 4 baitos nevar saglabāt skaitli, kas ir vienāds vai lielāks par 2^{32} , tad laukā `prev_size` un `size` vērtībai ir jābūt mazākai par ierobežojošo vērtību. Ja gabals ir iedalīts, tad uzturēšanas informācijai ir izmantoti divas `INTERNAL_SIZE_T` tipa vērtības un, ja gabals ir atbrīvots, tad dubultsaišu saraksta uzturēšanai, papildus tiek izmantoti divi rādītāji (`fd` un `bk`) uz iepriekšējo un nākamo `malloc_chunk` objektiem. Kopējais atmiņas gabala izmērs var būt 16 baiti (ja `INTERNAL_SIZE_T` un rādītāja izmērs ir 4 baiti), 24 baiti (ja `INTERNAL_SIZE_T` ir 4/8 baiti un rādītāja izmērs ir 8/4 baiti) vai 32 baiti (ja `INTERNAL_SIZE_T` un rādītāja izmērs ir 8 baiti). Otrs iemesls kāpēc ir iedalīts lielāks atmiņas daudzums ir izlīdzināšana skaitlim, kas ir $2 * \text{sizeof}(\text{INTERNAL_SIZE_T})$ reizinājums. Šis skaitlis ir vienāds ar 8 baitu izlīdzinājumu, ja makrodefinīcijas `INTERNAL_SIZE_T` vērtība ir vienāda ar 4 baitiem [4].

Eksistē divu veidu atmiņas gabali: parastie (normal chunk) un ātrie (fast chunk) gabali. Ātrie gabali ir mazā izmērā (parasti līdz 64 baitiem) un pieder viensaišu atbrīvoto elementu ātrajām sarakstām (fastbin). Parastie gabali pieder dubultsaišu parastajām sarakstām (normal bin). Abu veidu atmiņas gabali tiek izmantoti, lai nodrošinātu atmiņas iedalīšanu. Atmiņas gabala fiziska struktūra ir vienāda gan parastiem, gan ātriem gabaliem, bet ir atkarīga no stāvokļa un var tikt interpretēta dažādi.

No kreisās pusēs attēlots (sk. 2.5. attēlu) atmiņas gabals, kurš bija iedalīts procesam, no labās, tās, kurš bija atbrīvots. Abos gadījumos rādītājs chunk attēlo atmiņas gabalu sākumu. Pēc šī rādītāja var iegūt iepriekšēja gabala izmēru, ja iepriekšējais gabals bija atbrīvots.



2.5. att. Atmiņas gabalu struktūra

Gadījumā, kad iepriekšējais gabals paliek iedalīts, tad pēc chunk rādītāja atrodas daļa no iepriekšēja gabala lietotāja datiem. Pēc tam seko kārtēja gabala izmērs un 3 biti ar meta informāciju. Tā kā notiek izlīdzināšana $2 * \text{sizeof}(\text{INTERNAL_SIZE_T})$, kas ir vienāda 8 - ka vai 16 - ka reizinājumam, tad 3 pēdējie biti netiek izmantoti izmēra glabāšanai. Šos bitus izmanto kontroles zīmēm. Katram bitam ir sava nozīme, kura aprakstīta tabulā (sk. 2.2. tabulu). Sistēmas izsaukumu `mmap()` izmanto, lai iegūtu atmiņas apgabalu, kas ir lielāks par 128 kilobaitiem.

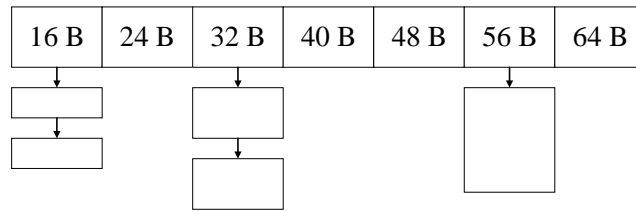
2.2. tabula
Chunk gabala kontroles zīmes

Kontroles zīme	Nozīme
A	gabals nepieder galvenai arēnai
M	gabals tiek iedalīts ar <code>mmap()</code> sistēmas izsaukumu
P	iepriekšējais atmiņas gabals tiek izmantots

Rādītājs `mem` ir `malloc()` funkcijas atgriežamā vērtība, jeb rādītājs uz iedalīto atmiņas apgabalu. Iedalīts apgabals stiepjas līdz atmiņas gabala struktūras beigām. Pēc šī rādītāja var tikt uzglabāti dati, kad atmiņa ir iedalīta un, ja tā ir atbrīvota, tad šeit tiks uzglabāti divi rādītāji uz nākamo un iepriekšējo atbrīvotiem gabaliem, kas atrodas sarakstā.

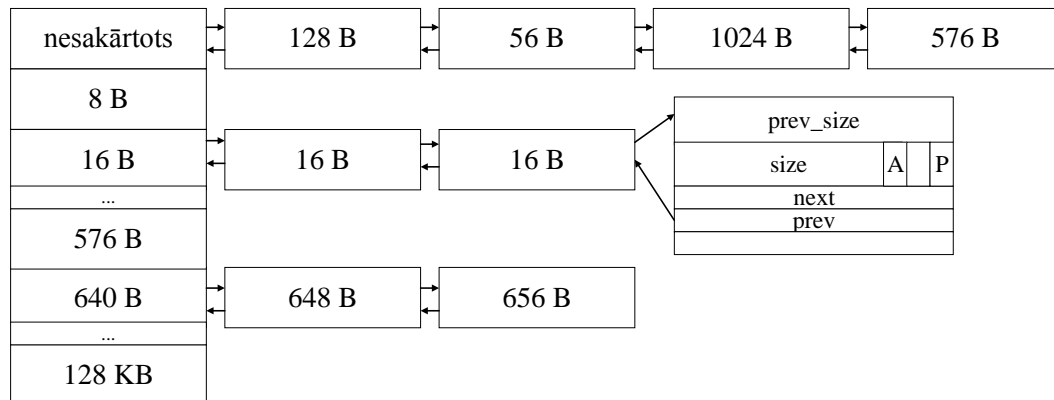
2.3.2. Bin saraksti ptmalloc2 versijā

Bin masīvs uzglabā norādes uz bin sarakstiem. Bin saraksti ir struktūras, kuras uzglabā atbrīvotus atmiņas gabalus, līdz brīdim, kad tie tiks iedalīti procesam atkārtoti. Ja atmiņa bija atbrīvota, tad atmiņas gabali tiks uzglabāti vienā no bin saistītiem sarakstiem. Atbrīvots atmiņas gabals netiek atgriezts operētājsistēmai, bet ir defragmentēts vai sapludināts ar pārējiem gabaliem un ievietots sarakstā. Eksistē divi bin saraksta veidi: ātrais (`fastbin`) un parastais (`normal bin`).



2.6. att. Ātrais saraksts

Ātrais saraksts ir paredzēts bieži izmantotu, mazu atmiņas gabalu glabāšanai. Pēc noklusējuma ātro atmiņas gabalu izmērs nepārsniedz 64 baitus (sk. 2.6. attēlu), bet to var palielināt līdz 80 baitiem [4]. Tas varētu būt nepieciešams, ja programma ir bieži izmantotas struktūras, kuru izmērs pārsniedz 64 baitus. Atmiņas gabali atrodas viensaišu sarakstā un nav sakārtoti, jo katrā bin sarakstā ir elementi ar vienādu izmēru. Lai samazinātu fragmentācijas iespējamību, programma, kad pieprasa vai atbrīvo lielus atmiņas gabalus var sapludināt atmiņas gabalus, kuri atrodas fastbin sarakstā. Piekļuve tādiem atmiņas gabaliem ir ātrāka nekā piekļuve parastiem gabaliem. Fastbin saraksta elementi ir apstrādāti pēdējais iekšā pirmais āra (jeb LIFO) kārtībā [7]. Kad tiek pieprasīta atmiņa no fastbin saraksta, tad jebkurš atmiņas gabals tiek atgriezts konstantā laikā [2].



2.7. att. Parastais saraksts

Parastie saraksti (sk. 2.7. attēlu) var būt sadalīti 3 veidos. Pirmkārt, bin saraksts, kurš uzglabā nesakārtotus gabalus, kuri nesen bija atbrīvoti. Pēc tam tie tiks novietoti vienā no atlikušiem bin sarakstiem: mazā vai lielā izmēra. Mazā izmēra saraksts uzglabā atmiņas gabalus, kuri ir mazāki par 512 baitiem. Vairāki ātrie gabali var būt sapludināti un uzglabāti dotajā sarakstā. Lielā izmēra saraksts uzglabā atmiņas gabalus, kuri ir lielāki par 512 baitiem, bet mazāki par 128 kilobaitiem. Gabali, kuru izmērs ir lielāks par 128 kilobaitiem netiek uzglabāti bin sarakstos, jo tiek iedalīti, izmantojot mmap(). Lielā izmēra saraksta elementi ir

sakārtoti pēc izmēra un ir iedalīti pirmais iekšā, pirmais ārā (jeb FIFO) kārtībā [7]. Eksistē divi citi atmiņas gabali (top chunk un last_remainder), kuriem ir īpaša nozīme un tie netiek uzglabāti bin sarakstos.

Top chunk ir atmiņas gabals, kurš ierobežo pieejamās atmiņas daudzumu. Tas ir izmantots gadījumos, kad nav piemērotu gabalu bin sarakstos, kuri apmierina pieprasījumu vai varētu būt saplūdināti, lai apmierinātu pieprasījumu. Top chunk nodrošina pēdējo iespēju iedalīt pieprasīto atmiņas daudzumu. Top chunk var mainīt savu izmēru. Tas saraujas, kad atmiņa ir iedalīta un izstiepjas, kad atmiņa ir atbrīvota blakus top chunk struktūrai. Ja ir pieprasīta atmiņa, kas ir lielāka par pieejamo, tad top chunk var paplašināties ar brk() palīdzību. Top chunk ir līdzīgs jebkuram citam atmiņas apgabalam. Galvenā atšķirība ir lietotāja datu sekcija, kura netiek izmantota, ka arī speciāla top chunk apstrāde, lai nodrošinātu, ka top chunk vienmēr eksistē.

Last_remainder ir vel viens atmiņas gabals ar īpašu nozīmi. Tas ir izmantots gadījumos, kad ir pieprasīts mazs atmiņas gabals, kas neatbilst nevienam bin saraksta elementam. Last_remainder ir dalījuma atlikums, kurš izveidojās pēc lielāka gabala sadalīšanas, lai apmierinātu pieprasījumu pēc maza gabala [6].

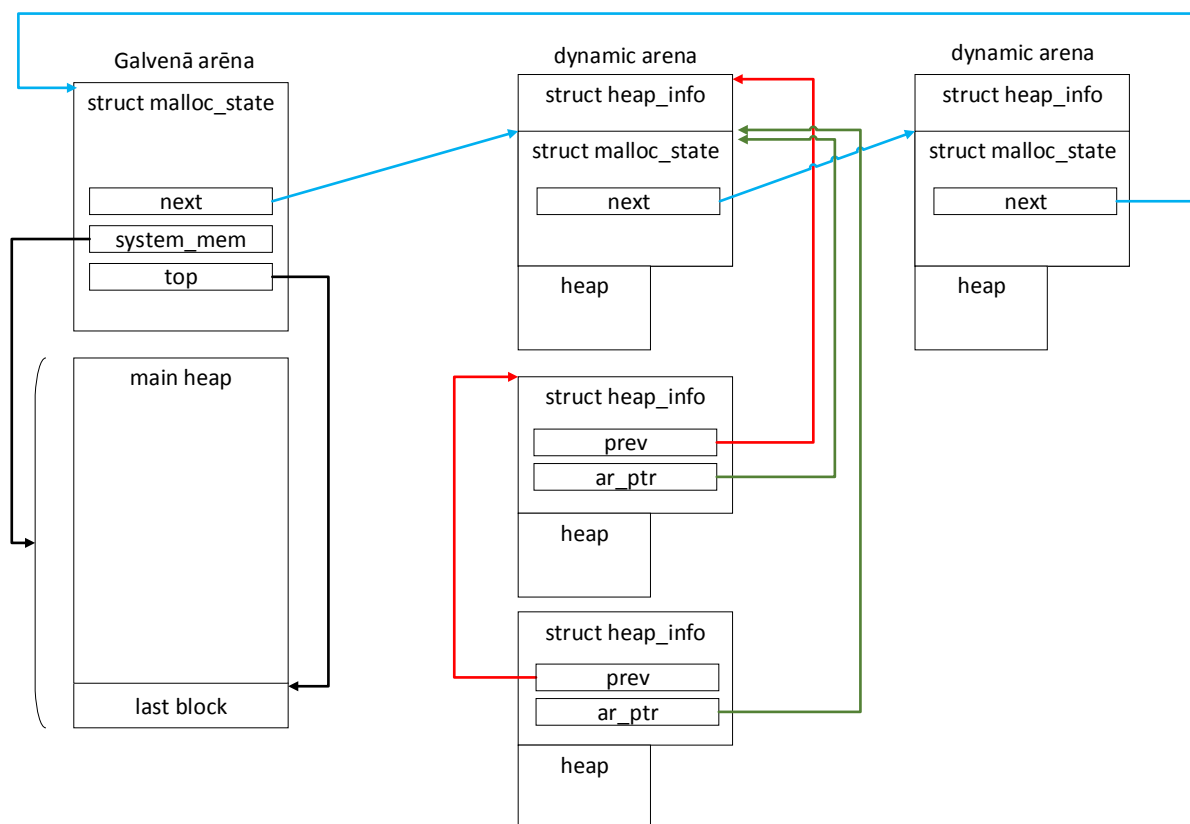
2.3.3. Atmiņas arēna

Lai uzlabotu veiktspēju vairākpavedienu procesiem, GNU C bibliotēkā tiek izmantotas vairākas atmiņas arēnas. Katrs funkcijas malloc() izsaukums bloķē izmantoto arēnu. Laikā, kad arēna ir nobloķēta, notiek atmiņas apgabala iedalīšana. Kad vairākiem pavedieniem ir nepieciešams vienlaicīgi iedalīt atmiņu no kaudzes, arēnas bloķēšana var būtiski samazināt veiktspēju. Gadījumos, kad pavedieni izmanto atmiņu no vairākām atsevišķām arēnām, tad vienas arēnas bloķēšana neietekmē atmiņas iedalīšanu pārējās arēnās un atmiņas iedalīšana var notikt paralēli. GNU C bibliotēkā darbība ar arēnām notiek saskaņā ar sekojošo algoritmu:

1. malloc() izsaukums vēršas pie arēnas, kurai piekļuva iepriekšējo reizi,
2. ja arēna ir nobloķēta, tad malloc() vēršas pie nākamās izveidotās arēnas,
3. ja nav piekļuves nevienai arēnai, tad tiek izveidota jauna arēna un malloc() vēršas pie tās.

Vispirms atmiņas iedalīšana sākas no galvenās arēnas (main arena).

GNU C bibliotēkā ir globāls malloc_state objekts - globāla arēna, kura atšķiras ar to, kā atmiņu no kodola iegūst, izmantojot brk() (sk. 2.6. attēlu) [1]. Pārējas arēnas šim nolūkam izmanto mmap() izsaukumu. Ja kārtēja kaudze ir izlietota, tad tiek iedalīta jauna kaudze ar fiksēto 64 MB izmēru. Tāda veidā arēnas var tikt paplašinātas, pievienojot jaunās kaudzes un savienojot tās sava starpā. Lai nodrošinātu labāku veiktspēju, tiek izmantots modelis: katram



2.8. att. Arēnas GNU C bibliotēkā

pavedienam - viena arēna. Ja `malloc()` pirmo reizi izsaukts pavedienā, tad neatkarībā no tā vai arēna bija noblokēta vai nē, tiks izveidota jauna arēna. Arēnu skaits ir ierobežots atkarībā no kodolu skaita, 32 bitu vai 64 bitu arhitektūras un mainīga `MALLOC_ARENA_MAX` vērtības. Tā kā pavedienu skaits parasti nepārsniedz divkārtšo kodolu skaitu, tad normālā gadījumā katrs pavediens izmanto atsevišķo arēnu.

3. PROBLĒMU APRAKSTS

3.1. Pētīšanas metodes

3.2. Izmantojamie rīki

4. ATKĻŪŠANAS METODES APRAKSTS

4.1. Metodes pamatprincipi

4.2. Detalizēts metodes apraksts

4.3. Salīdzināšana ar eksistējošām metodēm

5. METODES REALIZĀCIJAS APRAKSTS

5.1. Sistēmas apraksts

5.2. Projektējums

5.3. Iegūtais rezultāts

GALVENIE REZULTĀTI UN SECINĀJUMI

LITERATŪRA

- [1] Anatomy of memory managers. http://core-analyzer.sourceforge.net/index_files/Page525.html. [Online; resurss apskatīts 28-Apr-2014].
- [2] A comprehensive complexity analysis of user-level memory allocator algorithms. file:///D:/Downloads/104923_1.pdf. [Online; resurss apskatīts 29-Apr-2014].
- [3] How to produce a core file from your program. <http://sourceware.org/gdb/onlinedocs/gdb/Core-File-Generation.html>. [Online; resurss apskatīts 22-Mar-2014].
- [4] malloc() realizācija. <http://code.woboq.org/userspace/glibc/malloc/malloc.c.html>. [Online; resurss apskatīts 26-Apr-2014].
- [5] Portability of c functions. <http://www.hep.by/gnu/autoconf/Function-Portability.html>. [Online; resurss apskatīts 5-Apr-2014].
- [6] Understanding the heap by breaking it. <http://www.blackhat.com/presentations/bh-usa-07/Ferguson/Whitepaper/bh-usa-07-ferguson-WP.pdf>. [Online; resurss apskatīts 26-Apr-2014].
- [7] Understanding the heap by breaking it. binning. <http://www.blackhat.com/presentations/bh-usa-07/Ferguson/Whitepaper/bh-usa-07-ferguson-WP.pdf>. [Online; resurss apskatīts 26-Apr-2014].
- [8] BY THE FREE SOFTWARE FOUNDATION. Invoking gdb. http://www.delorie.com/gnu/docs/gdb/gdb_7.html. [Online; resurss apskatīts 22-Mar-2014].
- [9] CHRISTIAS, P. Standard signals. <http://man7.org/linux/man-pages/man7/signal.7.html>. [Online; resurss apskatīts 21-Mar-2014].
- [10] DHAMDHERE, D. M. *Systems Programming and Operating Systems*. Tata McGraw-Hill Publishing Company Limited, 2009, pp. 166–168.
- [11] KAY A. ROBBINS, S. R. *UNIX SYSTEMS Programming*. Prentice Hall Professional, 2003, p. 257.
- [12] KERRISK, M. *The Linux Programming Interface*. No Starch Press, 2010, pp. 448–449.

- [13] LEITERMAN, J. C. *32/64-BIT 80x86 Assembly Language Architecture*. Wordware Publishing, Inc., 2005, p. 44.
- [14] MATT WELSH, MATTHIAS KALLE DALHEIMER, T. D. L. K. *Running Linux, Fourth Edition*. O'Reilly & Associates, Inc, 2003, p. 485.
- [15] RICHARD STALLMAN, ROLAND PESCH, S. S. *Debugging with gdb, Ninth Edition, for GDB version 6.8.50.20090216*. Free Software Foundation, 2009, pp. 89–90.
- [16] SORFA, P. Debugging Memory on Linux. *Linux Journal* (2001).

Bakalaura darbs „Atmiņas izmetes pielietošana kaudzes atklūdošanas metodes izstrādei” izstrādāts LU Datorikas fakultātē.

Ar savu parakstu apliecinu, ka pētījums veikts patstāvīgi, izmantoti tikai tajā norādītie informācijas avoti un iesniegtā darba elektroniskā kopija atbilst izdrukai.

Autors: _____ Renata Januškeviča

Rekomendēju/nerekomendēju darbu aizstāvēšanai

Vadītājs: Mg. sc. ing. Romāns Taranovs _____ 02.06.2014.

Recenzents: **docents Dr. poniz. Jālis Bērziņš**

Darbs iesniegts Datorikas fakultātē 02. 06. 2014.

Dekāna pilnvarotā persona: vecākā metodiķe Ārija Sproģe _____

Darbs aizstāvēts bakalaura gala pārbaudījuma komisijas sēdē

_____. prot. Nr. _____.

Komisijas sekretār___: **lektore Anda Kooiņa** _____