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 21. lappuses, 14 attēli, 2 tabulas pamattekstā un 17 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 21. pages, 14 figures, 2 tables and 17 references.

Keywords:

SATURS

APZĪMĒJUMU SARAKSTS

POSIX - IEEE un ISO standartu kopa, kurā ir aprakstīta saskarne starp programmām un operētājsistēmām.

Stingrā saite - rādītājs uz datnes indeksa deskriptoru.

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

ELF - bināro datņu formāts, kurš ir Unix un Linux standarts. Šīs formāts var būt izmantots priekš izpildāmam datnēm, objektu datnēm, bibliotēkām un atmiņas izmetēm.

Atmiņas iedalīšana - atmiņās adreses piesaistīšana instrukcijām un datiem.

Statiskā atmiņas iedalīšana - atmiņas iedalīšanas paņēmiens, kurš ir pielietots kompilācijas laikā.

Dinamiskā atmiņas iedalīšana - atmiņas iedalīšanas paņēmiens, kurš pielietots programmas izpildes laikā.

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

Programmas instance - izpildāmās programmas kopija, kura tiek ierakstīta operatīvajā atmiņā.

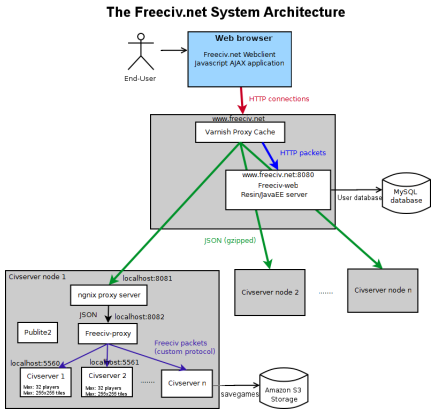
Chunk - napartraukts atmiņas gabals ar īpatnejo struktūra.

TSD (Thread-Specific Data) - pavedienam specifiskie dati.

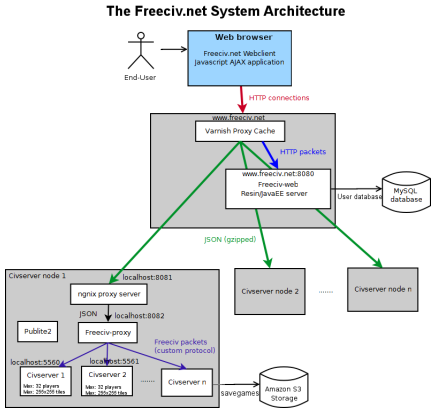
- *Izkliedēta determinēta datu savākšana un komunikācija:* Tiek piedāvāts izmantot klasterizāciju informācijas plūsmu determinēšanai, kad, pateicoties specializētam MAC protokolam un klasteru uzstādījumiem, var panākt vēlamo informācijas plūsmu. Ka arī, mezglam nav jāuztur tabulas ar kaimiņu vai adresātu datiem. Rezultātā starp-klasteru komunikācijas īstenošana prasa mazāk resursu, jo starp klasteriem datus pārraidīs tikai CH, pārējie mezgli par citu klasteru eksistenci nezinās. CH eksistence nodrošina klastera vadību, proti, vadības komandas tiek nosūtītas tikai tai, nevis katram sensoru mezglam atsevišķi.
- *Sensoru mezglu grupēšana:* Klasteru sadalīšana ļauj sensoru mezglus apvienot pēc uzdevuma vai tā daļas efektīvākas komunikācijas sasniegšanai.
- *Enerģijas patēriņa samazināšana:* Tas ir iepriekšējo divu punktu apvienojums. Datu paketes maršrutēšana no sensoru mezgla līdz notecei ir jāveic caur CH, rūpējoties tikai par dažu lēcienu maršrutēšanu. Šādu lēcienu skaitu definē veidojot klasteri, respektīvi, lēcienu skaits ir iepriekš uzstādīta vērtība, kā arī pakešu maršrutēšana pretējā virzienā (no noteces uz sensoru mezglu) notiek caur klastera CH. Tas ļauj ievērojami samazināt atsevišķi ņemta sensoru mezgla enerģijas patēriņu veicot datu pakešu maršrutēšanu. Apvienojot sensoru mezglus klasteros, samazinās sadursmju skaits, jo pastāv iespēja nodrošināt efektīvāku komunikāciju klastera ietvaros, nekā, ja mezgls nebūtu iedalīts klasterī. Klasterus sadala tā, lai tie pēc iespējas mazāk iespaido cits citu. Kā arī CH var organizēt komunikāciju klasterī tā, lai sensoru mezgli pārietu pagarinātā gulēšanas režīmā.
- *Datu agregāciju:* Tā datu dzēšana klastera galvā, kas atkārtojas vai nav nepieciešami tālākajai pārsūtīšanai, dzēšana no tīkla, kas arī noved pie barošanas enerģijas ekonomijas un uzlabo datu pārsūtīšanai nepieciešamo laiku.
- *Klasteru pašorganizācija:* Spēja pašiem sensoru mezgliem labot klastera struktūru gadījumā, ja kāds no tiem ir izgājis no ierindas.
- *Viegla saprašana un izmantošana:* Klasterizācija ir uzskatāmāka lietotājam, jo sniedz iespēju loģiski sadalīt WSN grupās vai veikt sadalīšanu automātiskā režīmā pēc uzdotā uzdevuma.

Par piedāvāto sistēmu un tās līmeņiem detalizētāk tiks stāstīts 4.. un 5.. nodaļās.

Arhitektūra, 0.1. attēls 0.1., dalās divās loģiskās daļās. Pirmā daļa jeb pirmais sistēmas slānis ir klasterizēts WSN. Attēlā tas ir apzīmēts kā apaļi klasteri, kas sastāv no bezvadu sensoru mezgliem (SN) un klastera galvām (CH). Visi klastera sensoru mezgli ir vienādi pēc konstrukcijas un var atšķirties tikai ar konkrētā mezgla lomu klastera ietvaros. Šī īpašība gan padara sistēmu vienkāršāku. Pateicoties SN vienādajai konstrukcijai, kļūst iespējams vides piekļuvei izmantot vienotu MAC



0.1. att. **Divu līmeņu klasterizēta WSN arhitektūra**



0.2. att. **Divu līmeņu klasterizēta WSN arhitektūra**

protokolu klasteru iekšienē. Attēlā 0.1. vides piekļuves protokols ir apzīmēts kā WSN BS-MAC, kas atšifrējas kā Bez Sadursmju MAC protokols. Maršrutēšana klastera ietvaros tiek reducēta līdz viena lēciena komunikācijai, jeb katrs sensoru mezgls atrodas tiešā cita sensoru mezgla radio diapazonā. Klastera veidošana tiek panākta ar autonomu klasterizācija algoritmu. Tas ir iebūvēts BS-MAC protokolā, kurš tiek nosaukts kā uzlabots BS-MAC protokols un, kurš arī veic autonomu klasteru formēšanu bez sadursmju manierē. Šī algoritma izmantošana ievieš sistēmas pašārstēšanās funkciju. Piemēram, ja kāds SN izies no ierindas, tas tiks aizvietots ar citu SN no cita klastera vai ar jaunu SN mezglu. Katrs klasteris darbojas savā unikālā frekvences kanālā, lai būtu iespējams klasterus uzturēt tuvu vienu otram un joprojām atbalstīt bez sadursmju komunikāciju. Savukārt unikālo kanālu skaits ierobežo maksimālo klasteru skaitu.

Katrs sensoru mezglu klasteris var strādāt gan autonomi, gan arī kopā ar vārteju (GW). Kā jau tika minēts vārtejas atrodas otrajā piedāvātās sistēmas slānī. Tām ir divi komunikācijas virzieni jeb saskarnes: uz WSN un uz TCP/IP tīklu. Katra GW tiek pieslēgta savam sensoru mezglu klasterim un piedalās klastera datu savākšanā, apstrādē un pārraidīšanā TCP/IP tīklā līdz galvenajam

0.1. tabula
LaTeX font selection

left	centered	right	a fully justified paragraph cell
l	c	r	p

0.2. tabula
LaTeX font selection

left	centered	right	a fully justified paragraph cell
l	c	r	p

datoram. Divas tīkla saskarnes esamība padara iespējamu sistēmas vieglu integrāciju eksistējošā TCP/IP infrastruktūrā. Attēlā 0.1. arī ir parādītas komunikācijas saites, kas iespējamas starp sistēmas elementiem. Ar nepārtrauktu līniju ir parādīts galvenais datu ceļš sistēmā jeb tā komunikācija, kas ir pieejams, sākotnēji ieslēdzot sistēmas komponentes. Šajā gadījumā GW savāc datus no klastera un veic to pārraidīšanu TCP/IP tīklā ar domu nogādāt gala lietotājām. Savukārt saite apzīmēta ar raustītu līniju ir starp-vārteju saite, kuru izmanto ziņojumu maršrutēšanai starp GW un pa kuru vārtejas apmainās ar servisa informāciju. Šī saite tiek izveidota tikai pēc GW sazināšanās ar galveno datoru, no kura nolasa sistēmas stāvokļa tabulu, kas satur visu GW IP adreses. Kā ir redzams attēlā, šī saite izmanto TCP/IP protokolu steku. Un pēdējā sistēmas saite apzīmēta punkts-svītra saiti ir domāta papildus klasteru bez vārtejas atbalstīšanai. Un Šeit komunikācijas protokols ir BS-MAC, respektīvi, tāds pats kā GW, sazinoties ar savu tiešo sensoru mezglu klasteru. Proti, šīs iespējas realizācija paaugstina sistēmas robustumu, bet samazina katra klastera veiktspēju, galvenokārt, klasteru pārslēgšanās nepieciešamības dēļ.

Stacionāru GW izmantošana kopā ar TDMA-bāzētu MAC protokolu sistēmu padara determinētu. Šī īpašība atklāj iespējas būvēt laika kritiskus lietojumus, kur ir jāgarantē datu savākšana un to apstrāde.

Par piedāvāto sistēmu un tās līmeņiem detalizētāk tiks stāstīts un nodaļās.

Promocijas darba pētījuma priekšmets ir divu līmeņu klasterizēta bezvadu sensoru tīkla arhitektūra. Tajā skaitā arī WSN klasterizācija ar datu bez sadursmju pārraidīšana. Promocijas darba pētījuma objekts ir komunikācijas protokolu un atbilstošu algoritmu steks, kas nodrošina pētījuma priekšmeta izveidošanu. Turklāt, pētījuma objekts tiek paplašināts ar jautājumiem, kas saistīti ar klasterizēta tīkla autonomu pārkonfigurēšanu, pašārstēšanu un uzstādīšanu. Kā arī pētāmās sistēmas jēdzienā ir iekļauti algoritmu un risinājumu pētīšana starp-klasteru komunikācijai jeb datu maršrutēšanai starp klasteriem un galveno datoru.

1. JĒDZIENI, UZ KURIEM BALSTĀS METODE

1.1. Atmiņas izmete

Sistēmās, kuras atbalsta POSIX standartus, ir signāli [13], 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 [10] 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 atkļūdotājā, tāda kā gdb, lai apskatītu programmas stāvokli uz brīdi, kad atnāca operētājsistēmas signāls [9]. 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 atkļūdotāja 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.

```c
#include <signal.h>

int main ()
{
    raise(SIGSEGV); /* Signal for Invalid memory reference */

    return 0;
}
```

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 vēršanās pēc rādītāja ar null vērtību - SIGSEGV signālu. Izmantojot funkciju raise(), ir iespējams norādīt atmiņas izmeti izraisošo signālu. Piemērā (sk. 1.1. attēls) 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 var atrast darba mapē, jo Linux ope-

rētājsistēmā 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. attēls). To var panākt ar fork() funkcijas palīdzību. Funkcija fork() izveido bērna procesu, kas ir vecāka procesa kopija. Funkcijas fork() veiksmīgas izpildes gadījumā, bērnu procesam atgriež 0 vērtību. Pēc abort() funkcijas izpildes, bērns beidz izpildi un uzģenerē atmiņas izmeti. Vecāks process turpina izpildi.

```
#include <stdlib.h>

int main ()
{
    int child = fork();
    if (child == 0) {
        abort(); /* Child */
    }
    return 0;
}
```

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. attēls) 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 [1].

```
(gdb) attach <pid>
(gdb) generate-core-file <filename>
(gdb) detach
(gdb) quit
```

1.3. att. **Atmiņas izmetes ģenerēšana, izmantojot gdb**

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 shell komandrindas interpretatoru ir iespējams izmantot signālu īsinājumtaustiņus. Nospiežot Control + \

tiks nosūtīts SIGQUIT signāls procesam, kas pašreiz ir palaists (sk. 1.4. attēls). 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 [14]:

- 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 jāsatur brīvie indeksa deskriptori,
- bināro datni jāizpilda lietotājam, kurš ir datnes īpašnieks (group owner).

1.2. Atkļūdošana, izmantojot atmiņas izmeti

Atmiņas izmete var būt izmantota, lai veiktu lietotnes atkļūdošanu. Atmiņas izmetes analīze ir efektīvs veids, kā var attālināti atrast un izlabot kļūdas bez tiešas piekļuves sistēmai. Daudzos gadījumos, atmiņas izmete ir speciāli uzģenerēta datne, kura palīdz iegūt ātri atmiņas stāvokli uz konkrēto brīdi.

Pirms sākt atmiņās izmetes analīze 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 sekojošas rindiņas palīdzību: `This GDB was configured as i686-linux-gnu`. Lai atmiņas izmete saturētu atkļūdošanas informāciju, ir jānorāda -g opcija kompilācijas laikā. Atkļūdošanas informācija ir uzglabāta objektu datnē un saglabā atbilstību starp izpildāmo datni un pirmkodu, ka arī mainīgo un funkciju datu tipus. Ja atmiņas izmete neiekļauj atkļūdošanas informāciju, tad atmiņas izmetes var iekļaut sekojošo tekstu (sk. 1.5. attēls).

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

1.5. att. **Atmiņas izmete nesatur atkļūdošanas informāciju**

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

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

1.6. att. **Atmiņas izmetes atvēršana, izmantojot gdb atkļūdotāju**

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: statiskie dati, steks, kaudze, koplietošanas atmiņa. Tā kā segmentu robežas ir zināmas, tad var izdrukāt atmiņas saturu, kas pieder segmentiem, uzzināt kuram segmentam pieder atmiņas adrese un kāda ir tā vērtība. 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. 1.6. attēls). Izmantojot doto komandas piemēru tiks izdrukāts `n` liels atmiņas apgabals, kurš sākas ar adresi `addr`, formātu un vienības lielumu vajag norādīt saskaņā ar gdb pamācību [16].

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

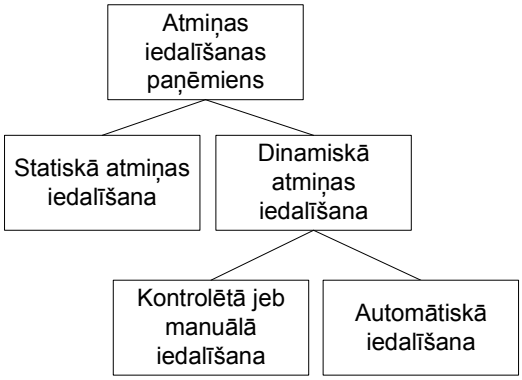
1.7. att. **Atmiņas apgabala izdrukāšanas formāts**

Atmiņas izmetes analīze sākas ar backtrace izdrukāšanu. Bactrace ir pārskats, kurš attēlo kā programma nonāca stāvoklī, kurā tagad atrodas. Katra rindiņa satur rāmi. Bactrace izdruka sākas ar rāmi, kurš iekļauj funkciju, kura bija izpildīta pēdēja. Nākamais rāmis iekļauj funkciju, kas izsauca iepriekšēja rāmi iekļauto funkciju. Katrai baktrace rindiņai piešķirts rāmja numurs un funkcijas nosaukums. Katrs rāmis var iekļaut: pirmkoda nosaukumu, rindas numuru un funkcijas argumentus. Bactrace var tikt iegūts izmantojot gdb komandu `bactrace full`. Pēc noklusējuma, daudzpavedienu lietotnēs gdb rāda bactrace kārtējām pavedienam, bet pastāv iespēja iegūt arī citu pavedienu bactrace. Ja programma bija nokompilēta ar optimizācijas opciju, tad bactrace varētu neiekļaut funkcijas argumentus. Tad tie varētu tikt nodoti caur reģistriem. Reģistru vērtības ir iespējams iegūt, izmantojot komandu `info registers`.

2. ATMIŅAS IEDALĪŠANA, ORGANIZĀCIJA UN PĀRVALDĪBA

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. attēls).



2.1. att. **Atmiņas iedalīšanas paņēmienu klasifikācija**

Statiskā atmiņas iedalīšana

Statiskā atmiņas iedalīšana nozīme, 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 paņēmiens nodrošina to, ka atmiņa tiek iedalīta statiskiem un globāliem mainīgiem, neatkarībā no tā vai mainīgais tiks izmantots programmā vai nē [4].

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 [11].

Automātiskā iedalīšana notiek, kad sākās programmas funkcijas izpilde. Šeit viens un tas pats atmiņas apgabals, kurš bija atbrīvots, var tikt izmantots vairākas reizēs. Piemēram, kad tekošās funkcijas argumenti un lokālie mainīgie ir saglabāti stekā un izdzēsti pēc šīs funkcijas izpildes. 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` [15]. 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 izdalīto 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 atmiņa

Operētājsistēmas kodols pārvalda visus atmiņas pieprasījumus, kas attiecās 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 neizmantotās atmiņas. Kaudze ir apgabals, kurā atrodas visa lietotāja iedalīta 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 pieprasa papildus atmiņu no kodola. Iedalīto adrešu intervālu stekam un atmiņas arēnai var atrast `/proc/<pid>/maps` datnē.

2.2.2. Lietotāja atmiņa

Lietotāju iedalīta atmiņa atrodas kaudzē, kura tiek novietota atmiņas arēnā. Atmiņās arēna C valodā tiek pārvaldīta ar malloc(), realloc(), free() un calloc() funkciju palīdzību [17]. 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 mainīgajā. Atmiņas inicializācija C kodā var būt veikta izmantojot arī citas funkcijas, piemēram calloc() funkciju, kura atgriež atmiņas apgabalu inicializētu ar 0 vērtībām.

```
1 int * ptrl = new int; // C++
2 int * ptrl = (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() sistēmās 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. attēls), bet priekš C programmām malloc() un free.

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

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

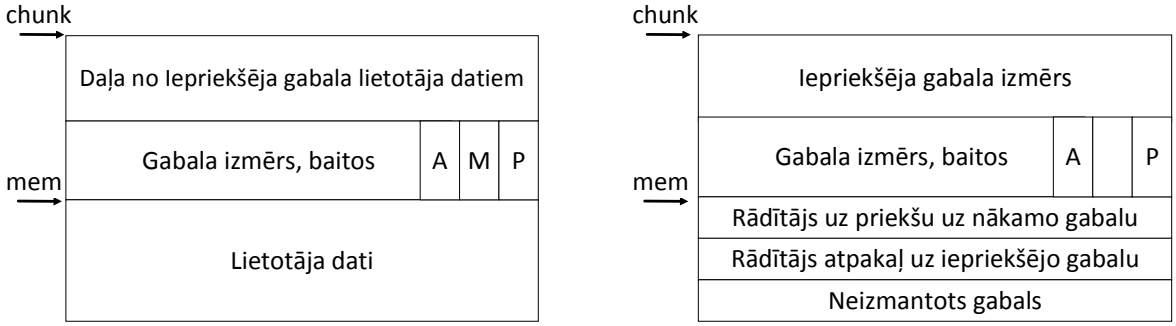
Ja atmiņa pēc izmantošanas netiek nekad atbrīvota, un katru reizi, izpildot vienu un to pašu koda gabalu, iedalīta no jauna, tad pieejams operētājsistēmai atmiņas daudzums ar laiku samazinās. Sākumā sistēma paliek arvien lēnāka, pēc tam parasti notiek sistēmas apstāšanās.

2.3. Atmiņas iedalīšana glibc bibliotēkā

Darbā tiks aplūkota GNU C bibliotēkas 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. GNU C bibliotēka iekļauj ptmalloc2 realizāciju sākot ar 2.3 versiju [2].

2.3.1. Atmiņas chunk gabali

Atmiņa no kaudzēs tiek iedalīta, izmantojot chunk struktūru. Katru reizi ir iedalīts lielāks atmiņās gabals nekā pieprasīts ar malloc() funkciju. Tas ir nepieciešams, lai varētu saglabāt uzturēšanai nepieciešamo informāciju. Iedalītam gabalam uzturēšanas informācija ir vienāda ar 8 vai 16 baitiem. Uzturēšanas informācijai ir izmantoti divas `size_t` tipa vērtības un, ja gabals ir atbrīvots, tad divi rādītāji uz `malloc_chunk` struktūru. Otrs iemesls kāpēc ir iedalīts lielāks atmiņas daudzums ir izlīdzināšana skaitlim, kas ir 2*sizeof(INTERNAL_SIZE_T) reizinājums (8 baitu izlīdzinājums ar 4 baitu INTERNAL_SIZE_T) [3].



2.4. att. **Atmiņas gabalu struktūra**

Atmiņas gabala fiziska struktūra ir vienāda gan normāliem (normal chunk), gan ātriem gabaliem (fast - chunk), bet ir atkarīga no stāvokļa un var tikt interpretēta dažādi (sk. 2.4. attēls). No kreisās pusēs attēlots atmiņas gabals, kurš bija iedalīts procesam, no labās, tās, kurš bija atbrīvots. Abos gadījumos rādītājs chunk attēlo atmiņas gabalu sākumu. Pēc šī radītāja var iegūt iepriekšēja gabala izmēru, ja tas ir atbrīvots. Gadījumā, kad gabals ir 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*sizeof(INTERNAL_SIZE_T) reizinājumam, tad 3 pēdējie biti netiek izmantoti izmēra glabāšanai. Šos bitus izmanto kontroles zīmēm. Biti palīdz noteikt vai kārtējais gabals nepieder main arēnai, vai apgabals tiek iedalīts ar mmap() sistēmas izsaukumu un vai iepriekšējais atmiņas gabals tiek izmantots (A, M un P atbilstoši). Rādītājs mem ir malloc() funkcijas atgriežamā vērtība. 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 radītāji uz nākamo un iepriekšējo atbrīvotiem gabaliem, kas atrodas sarakstā.

2.3.2. Bin saraksti

Ja atmiņa bija atbrīvota, tad tā tiks uzglabāta saistītajā sarakstā uz kuru norāda bin masīvs. Sarakstā gabali ir sakārtoti, lai varētu ātrāk atrast piemērotu atmiņas gabalu. Atbrīvots atmiņas apgabals netiek atgriezts operētājsistēmai, bet ir ievietots sarakstā, lai tiktu vēlreiz iedalīts. Eksistē divi bin saraksti: fastbin un normal bin.

Atmiņas gabali, kuri paredzēti fastbin glabāšanai ir mazi. Pēc noklusējuma atmiņas gabalu izmērs ir 64 baiti, bet to var palielināt līdz 80 baitiem [3]. Atmiņas gabali atrodas vienvirzienu sarakstā un nav sakārtoti. Piekļuve tādiem atmiņas gabaliem ir ātrāka nekā piekļuve normāliem gabaliem. Fastbin saraksta elementi ir apstrādāti pēdējais iekšā pirmais āra (jeb LIFO) kārtībā [8].

Normāla izmēra gabali var būt sadalīti 3 veidos. Pirmkārt, bin saraksts 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. Lielā izmēra sarakstā elementi ir sakārtoti pēc izmēra un ir iedalīti pirmais iekšā, pirmais ārā (jeb FIFO) kārtībā [8]. 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.

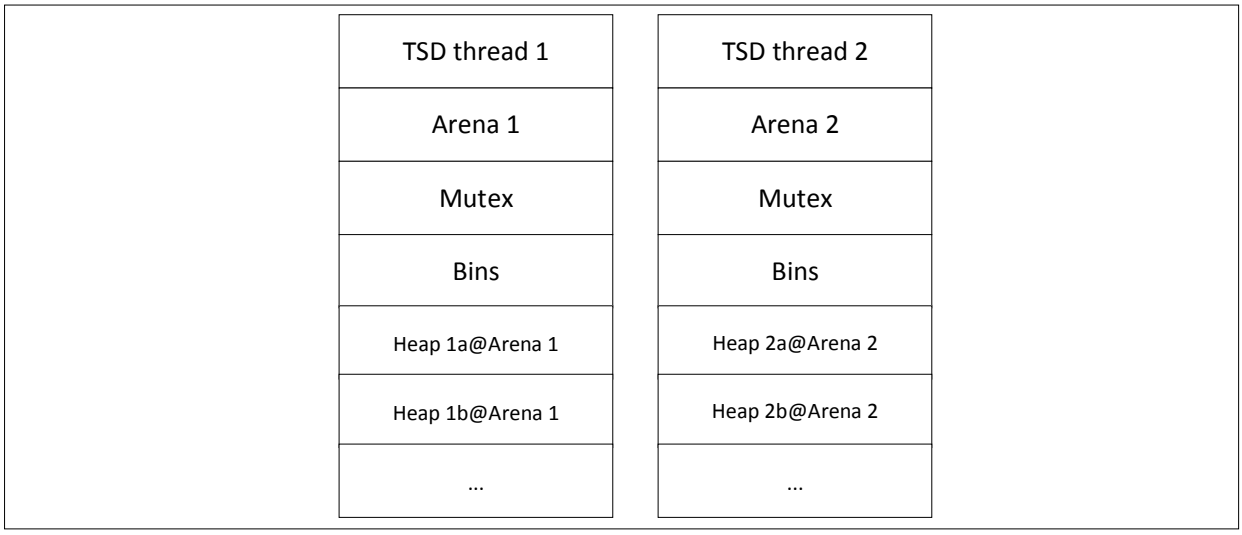
Last_remainder ir vel viens atmiņas gabals ar īpašu nozīmi. Tas ir izmantots gadījumos, kad ir pieprasīts mazs atmiņas gabals, kas neatbilst nevienam bin saraksta elementam. Last_remainder ir dalījuma atlikums, kurš izveidojās pēc lielāka gabala sadalīšanas, lai apmierinātu pieprasījumu pēc maza gabala [7].

2.3.3. Atmiņas arēna

Lai uzlabotu veiktspēju vairākpavedienu procesiem, GNU C bibliotēkā tiek izmantotas vairākas atmiņas arēnas. Katrs funkcijas malloc() izsaukums bloķē 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 parējās 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 nākamas 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. Lai nodrošinātu labāku veiktspēju, tiek izmantots modelis: katram pavedienam - viena arēna (sk. 2.5. attēls) [12]. Ja malloc() pirmo reizi izsaukts pavedienā, tad neatkarībā no tā vai arēna bija nobloķēta vai nē, tiks izveidota jauna arēna. Rezultātā katrs pavediens izmanto savu atmiņas arēnu. 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 divkāršo kodolu skaitu, tad normālā gadījumā katrs pavediens izmanto atsevišķo arēnu.



2.5. att. **Arēnas un pavedieni**

Savstarpēja izslēgšana (mutex) ir nepieciešama, lai nodrošinātu sinhronizētu piekļuvi datu struktūrām. Bin masīvi norāda uz atbrīvotas atmiņas sarakstiem. Arēnas var tikt paplašinātas pievienojot jaunās kaudzes un savienojot tās sava starpā.

3. PROBLĒMU APRAKSTS

Šajā nodaļā tiek aplūkotas divas problēmas, kuru pētīšanai darba praktiskajā daļā tiks piedāvāta atkļūdošanas metode.

3.1. Atmiņas noplūde

Atmiņas noplūde ir viena no bieži sastopamām problēmām. Par atmiņas noplūdi var nosaukt procesu, kurā laikā atmiņas adreses kļūst nepieejamas, pazaudētas. To var salīdzināt ar dārglietām, kas apraktās mežā, neatzīmējot tās atrašanas vietu kartē. Arī atmiņā, programmētāju kļūdu dēļ, var tikt izveidots liels atmiņas apgabals bez norādēm, kurš vairāk nebūs pieejams. Tā kā atmiņas noplūdes pazīmes bieži paliek nemanāmas [6], tad ir vērts rūpīgi izpētīt doto problēmu, lai zinātu problēmas cēloņus, pazīmes, pētīšanas metodikas un rīkus. Tāpēc šajā sadaļā tiks izklāstīta atmiņas noplūdes problēma.

3.1.1. Atmiņas noplūdes pazīmes un sekas

Atmiņas noplūde ir problēma, kas nav vēlama sekojošos gadījumos:

- Programmas darbībai ir nepieciešams izdalīt daudz dinamiskās atmiņas resursu,
- Servera vai citas programmas, kuras darbojās visu laiku bez apstājas,
- Reālā laikā sistēmās, jo ir svarīgi iegūt rezultātu ierobežotā laikā.

Viena no svarīgākam atmiņas noplūdes pazīmēm, ko var novērot lietotājs, ir noplūdi izraisošā procesa un pārējo procesu palēninašana. Tas notiek, jo operatīvajā atmiņā pietrūkst vieta un dati šajā brīdī tiek pārnesti (swapped out) cietajā diskā. Bet, procesa pārnešana ir laikietilpīga operācija. Kaut kāda brīdī, kad tiks izsmelti visi resursi, katrs malloc pieprasījums būs neveiksmīgs un sekas var būt ļoti dažādas, atkarībā no sistēmas. Novēršot problēmu programma kļūs pirmām kārtām uzticamāka, ātrāka un kvalitatīvāka.

3.2. Datu struktūru integritātes problēma

3.3. Pētīšanas metodes

3.4. 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

Bezvadu sensoru tīkli tiek pielietoti vairākās nozarēs. Piemēram, medicīnā, militārā, aizsardzības un kontroles nozarēs. Bezvadu sensoru tīkli var strādāt kā atsevišķs tīkls, gan arī var būt iekļauti citos tīklos. Darbā tiek piedāvāta bezvadu sensoru tīkla sistēmas arhitektūra, kas sadalīta divos līmeņos. Dota sistēma ir domāta strādāt eksistējošā TCP/IP tīkla infrastruktūrā nodrošinot bez sadursmju komunikāciju bezvadu sensoru līmenī. Piedāvāta sistēma tiek salīdzināta ar dažām līdzīgām eksistējošām sistēmām. Tiek pierādīts kā eksistējošas sistēmas neatbilst izvirzītiem ierobežojumiem.

Pirmā sistmas līmenī tiek izvietots klasterizēts sensoru tīkls. Šī līmeņa īpašība ir bez sadursmju komunikācija. Darbā tiek piedāvāts MAC slāņa sensoru tīkla protokols bez sadursmju vides piekļuvei. Kā arī tiek piedāvāts autonomas klasterizācijas algoritms. Pateicoties bez sadursmju īpašībai MAC protokolu izdevās uzprojektēt determinētu ar iespēju pielietot reāla laika uzdevumu risināšanai. Tika veikts MAC protokolu ar klasterizācijas algoritmiem salīdzinājums ar darbā piedāvātu pieeju. Tika secināts, ka neviens no apskatītiem risinājumiem neatbilst visām MAC protokolam izvirzītām prasībām.

Otrais sistēmas līmenis ir domāts kā sensora tīkla izejas punkts citos tīklos. Izeju nodrošina katram sensoru klasterim pievienots vārtejas mezgls. Pateicoties transporta protokolam, vārtejas nodrošina datu nogādāšanu no sensoru tīkla, kā arī tā konfigurēšanu un uzturēšanu. Viena no vārteju īpašībām skar vairāku klasteru atbalstīšanu atbilstošu vārteju bojājuma gadījumos. Piedāvātas sistēmas izstrāde tiek veikta izstrādājot arhitektūrai atbilstošu modeli SysML valodā. Darbā tiek piedāvāta divu līmeņu sistēmas projektēšanas metodika, kas skar gan MAC protokola, gan vārtejas projektēšanu un izveidošanu. Tiek piedāvāta statistiska modeļa izmantošana divu līmeņu sistēmas aparatūras izvēlei un sistēmas veiktspējas prognozēšanai.

Darbs sastāv no ievada, 6 nodaļām, secinājumiem un 3 pielikumiem. ottab tabulas pamattekstā un 17 nosaukumi literatūras sarakstā.

LITERATŪRA

[1] 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].

[2] Implementations. http://en.wikibooks.org/wiki/C_Programming/C_Reference/stdlib.h/malloc. [Online; resurss apskatīts 24-Apr-2014].

[3] malloc() realizācija. http://code.woboq.org/userspace/glibc/malloc/malloc.c.html. [Online; resurss apskatīts 26-Apr-2014].

[4] Memory allocation in c programs. http://courses.cs.vt.edu/cs5204/archive/Fall2000/Terriberry.pdf. [Online; resurss apskatīts 23-Mar-2014].

[5] Portability of c functions. http://www.hep.by/gnu/autoconf/Function-Portability.html. [Online; resurss apskatīts 5-Apr-2014].

[6] A survey of distributed garbage collection. http://www.gnu.org/software/libc/manual/html_node/Memory-Allocation-and-C.html. [Online; resurss apskatīts 23-Mar-2014].

[7] 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].

[8] 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].

[9] by The Free Software Foundation. Invoking gdb. http://www.delorie.com/gnu/docs/gdb/gdb_7.html. [Online; resurss apskatīts 22-Mar-2014].

[10] Christias, P. Standard signals. http://man7.org/linux/man-pages/man7/signal.7.html. [Online; resurss apskatīts 21-Mar-2014].

[11] Dhamdhere, D. M. *Systems Programming and Operating Systems*. Tata McGraw-Hill Publishing Company Limited, 2009, pp. 166--168.

[12] James C. Foster, Vitaly Osipov, N. B. N. H. *Buffer Overflow Attacks*. Syngress Publishing,Inc, 2005, p. 241.

[13] Kay A. Robbins, S. R. *UNIX SYSTEMS Programming*. Prentice Hall Professional, 2003, p. 257.

[14] Kerrisk, M. *The Linux Programming Interface*. No Starch Press, 2010, pp. 448--449.

[15] Leiterman, J. C. *32/64-BIT 80x86 Assembly Language Architecture*. Wordware Publishing, Inc., 2005, p. 44.

[16] Richard Stallman, Roland Pesch, S. S. *Debugging with gdb*. Free Software Foundation, 2009, pp. 89--90.

[17] Sorfa, P. Debugging Memory on Linux. *Linux Journal* (2001).

Bakalaura darbs ,,Atmiņas izmetes pielietošana kaudzes atkļūdošanas 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 _____