TARTU ÜLIKOOL
Arvutiteaduse instituut
Informaatika õppekava

Simmo Saan

Abstraktsete domeenide omaduspõhine testimine

Bakalaureusetöö (9 EAP)

Juhendaja: Vesal Vojdani, PhD
Juhendaja: Kalmer Apinis, PhD

Tartu 2018

Abstraktsete domeenide omaduspõhine testimine

Lühikokkuvõte:
Staatilise programmianalüüsiga uuritakse programme lähtekoodi põhjal, ilma neid käivitamata. Üks võimalus on selleks kasutada abstraktset interpretatsiooni, et määrata programmi võimalikke ligikaudseid seisundeid, mis moodustavad abstraktse domeeni. Kui kasutatav domeen rahuldab teatud matemaatilisi omadusi, siis abstraktse interpretatsiooni teooria kohaselt on teostatav analüüs korrektne (ingl. *sound*). Staatilise analüsaatori implementeerimisel võib juhtuda, et domeenides esineb vigu, mis rikuvad analüüsi ja selle korrektsuse. Töös koostatakse omaduste komplekt, mida kasutatakse Goblint analüsaatorist omaduspõhise testimise abil vigade leidmiseks. Selleks implementeeritakse Goblintis vajalik domeenide testimise raamistik ja elementide generaatorid. Lõpuks viiakse läbi testimine, tuvastatakse vead ja kirjeldatakse neid. Sellega näidatakse, et omaduspõhist testimist on võimalik efektiivselt rakendada abstraktsetest domeenidest vigade leidmiseks.

Võtmesõnad:
staatiline analüüs, andmevooanalüüs, abstraktne interpretatsioon, võred, Goblint

CERCS:
P170 Arvutiteadus, arvutusmeetodid, süsteemid, juhtimine (automaatjuhtimisteooria)

Property-based Testing of Abstract Domains

Abstract:
Static program analysis studies programs based on their source code, without executing them. One approach is to use abstract interpretation to determine a program's possible approximate states, which make up an abstract domain. If the used domain satisfies certain mathematical properties, then the analysis is sound according to the theory of abstract interpretation. When implementing a static analyzer it may happen that the domains contain bugs, which ruin the analysis and its soundness. Here a set of properties is compiled, which are used to find bugs from the Goblint analyzer via property-based testing. For this the necessary domain testing framework and element generators are implemented in Goblint. Finally the testing is conducted, issues identified and described. This shows that property-based testing can effectively be used to find bugs from abstract domains.

Keywords:
static analysis, data-flow analysis, abstract interpretation, lattices, Goblint

CERCS:
P170 Computer science, numerical analysis, systems, control

Sisukord

1 Sissejuhatus

Üks võimalus arvutiprogrammi käitumise uurimiseks on dünaamiline analüüs, mille käigus programm käivitatakse ja huvitav olukord kutsutakse esile. Teine võimalus on staatiline analüüs, milleks programmi ei käivitata, vaid selle käitumise kohta tehakse järeldusi näiteks lähtekoodi põhjal. Staatilisel programmianalüüsil on mitmeid eeliseid ja seda teostatakse erinevatel põhjustel:

1. Kompilaatorid analüüsivad kompileeritavaid programme, et neid automaatselt optimeerida. Näiteks asendatakse korduvalt esinevaid avaldisi abimuutujatega, vältides sama avaldise mõttetut taasväärtustamist (ingl. *common subexpression elimination*).

2. Mõned programmide vead esinevad väga spetsiifilistel juhtudel või on raskesti esilekutsutavad (nt mitmelõimelisusega seotud vead). Nende avastamiseks kasutatakse staatilist analüüsi, sest dünaamiliselt on neid liiga keeruline avastada. Näiteks FindBugs™[1] otsib Java programmidest erinevaid vigu.

3. Programmi korrektsuse näitamisel, tõestamaks, et selles teatud tüüpi vigu kindlasti ei esine. Näiteks Astrée[2] võimaldab tõestada, et C programmis puuduvad määramata ja implementatsioonispetsiiflisest käitumisest põhjustatud täitmisaegsed vead.

Andmevooanalüüs (ingl. *data-flow analysis*) on üks intuitiivne meetod staatilise programmianalüüsi teostamiseks. Selle keskseks ideeks on määrata võimalikud programmi seisundid selle programmi igal täitmise sammul.

Definitsioon 1. Domeeniks nimetatakse programmi kõikvõimalike seisundite hulka [1].

Programmi seisundiks on muutujate väärtused, aga ka mistahes keerulisemad uuritavad omadused, näiteks lõime hetkel hoitavate lukkude hulk [1] või kättesaadavate omistamiste hulk (ingl. *available assignments*) [2:12]. Andmevooanalüüsiks kasutatakse programmi juhtimisvoograafi (ingl. *control-flow graph*), et järgida programmi seisundit ja selle muutumist erinevate töövoogude jooksul.

Üldiselt pole võimalik staatilise analüüsiga alati täpselt määrata programmi seisundit, sest see oleks samaväärne programmi käivitamisega. Seetõttu kasutatakse abstraktset interpretatsiooni (ingl. *abstract interpretation*), mis töötab ligikaudsete seisunditega, mis moodustavad **abstraktse domeeni**. Näiteks võib arvuhulkade asemel vaadelda intervalle või uurida lineaarvõrratusi muutujate vahel (polüeedri domeen).

Abstraktse interpretatsiooni õigeks toimimiseks on vajalik, et kasutatav abstraktne domeen rahuldaks hulka omadusi, mis võimaldavad andmevooanalüüsi teostada sobiva

[1] `http://findbugs.sourceforge.net/` (13.05.2018)
[2] `http://www.astree.ens.fr/` (13.05.2018)

võrrandisüsteemi lahendamise teel. Ligikaudsusele vaatamata lubab abstraktse interpretatsiooni teooria, et selline analüüs on korrektne (ingl. *sound*). See tähendab, kui uuritavast programmist otsitavat tüüpi viga ei leita, siis võib olla kindel, et seda seal päriselt ka ei ole. Seetõttu on hädavajalik, et staatilist analüüsi teostav programm (analüsaator) ise oleks implementeeritud korrektselt, sest vastasel juhul pole teostatavate analüüside tulemused usaldusväärsed ja korrektsed.

Goblint on mitmelõimeliste C programmide staatiline analüsaator, mille eesmärk on tõestada, et programmis puuduvad mitmelõimelisusega seotud vead, kasutades selleks andmevooanalüüsi. Goblinti autoritele on teada, et analüsaator ei käitu alati oodatud viisil, vaid võib teha vigu, mis võivad rikkuda analüüsi korrektsuse.

Töö eesmärgiks on koostada ülevaatlik abstraktsete domeenide omaduste komplekt ja leida Goblintis implementeeritud domeenidest vigu, kontrollides vastavate omaduste kehtimist omaduspõhise testimise abil.

Esimeses peatükis antakse ülevaade abstraktse domeeni mõistest: esitatakse vajalikud definitsioonid ja tuuakse näiteid. Lisaks kirjeldatakse terviklikku andmevooanalüüsi ja domeeni rolli selles. Teises peatükis esitatakse abstraktsete domeenide matemaatilised omadused, mida testimisel kontrollida. Lisaks käsitletakse domeenide efektiivsuse ja abstraktsioonide korrektsuse temaatikat ning nende täiendavaid omadusi. Kolmandas peatükis selgitatakse omaduspõhise testimise metoodikat ja abstraktseid domeene Goblint analüsaatoris. Kirjeldatakse Goblintis ja selle domeenides tehtud täiendusi. Lõpuks viiakse läbi Goblinti domeenide testimine ja esitatakse tulemused.

Töö autori panuseks on võimalikult suure aga samas ka universaalse testitavate omaduste komplekti moodustamine. Praktilise osana täiendati Goblintit ja selle domeene nii, et omaduspõhist testimist oleks võimalik teostada, implementeeriti omaduste testid ja viidi läbi testimine.

2 Andmevooanalüüs

Andmevooanalüüsi ja abstraktse interpretatsiooni põhimõtete selgitamiseks parim viis on illustreeriva näite läbitegemine. Seejärel samm-sammult formaliseeritakse tehtu matemaatiliselt, kuna sissejuhatuses antud informaalne definitsioon on ebapiisav mingisuguse teooria arendamiseks.

2.1 Analüüsi näide

Selleks olgu edaspidi vaatluse all programm jooniselt 1, kus on kõrvuti C-keelse lähtekoodi jupp ja selle juhtimisvoograaf, mille tippudes on programmi punktid, milles seisundeid uuritakse, ja servadel vastavad laused, mida täidetakse. Lihtsuse mõttes vaadeldakse ilma protseduurideta analüüsi (ingl. *intraprocedural*). Järgnevalt on käsitsi analüüsitud selle programmi täisarvuliste muutujate võimalike väärtusi igas programmi punktis:

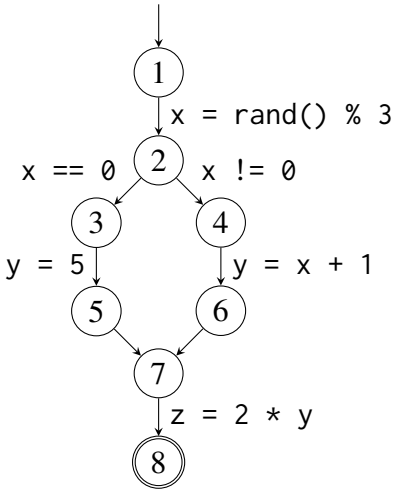
- Punktis 1 pole muutujaid deklareeritud, seega nende väärtustest ei saa rääkida.
- Punktis 2 muutuja `x` väärtust üheselt määrata pole võimalik, sest see tuleb juhuarvu funktsioonist `rand()`, kuid jäägiga jagamise tulemusena kindlasti $\mathtt{x} \in \{0, 1, 2\}$[3]. Lisaks on vahepeal deklareeritud väärtustamata muutuja `y`, millel C keele semantikas vaikeväärtust pole ja seetõttu $\mathtt{y} \in \mathbb{Z}$ [3].
- Punktis 3, kus tingimus oli tõene, $\mathtt{x} = 0$.
- Punktis 4, kus tingimus oli väär, saab eelnevast hulgast välistatud nulli eemaldamisel öelda, et $\mathtt{x} \in \{1, 2\}$.
- Punktis 5 on täpselt teada, et $\mathtt{y} = 5$. Lisaks on selles harus jätkuvalt $\mathtt{x} = 0$.
- Punktis 6, teades võimalikke muutuja `x` väärtusi, saab öelda, et liitmistehte tulemusena $\mathtt{y} \in \{2, 3\}$.
- Punktis 7, kus kaks võimalikku tingimuslause haru uuesti kokku saavad, tuleb arvestada mõlema haru võimalike väärtustega, seega muutuja $\mathtt{y} \in \{2, 3, 5\}$.
- Punktis 8, teades võimalikke muutuja `y` väärtusi, saab öelda, et korrutamistehte tulemusena $\mathtt{z} \in \{4, 6, 10\}$.

Tehtud analüüs on võimalikult täpne, mis tähendab, et igas punktis iga muutujaga on seostatud väikseim väärtuste hulk. Iseenesest poleks vale mõnes programmi punktis mõne muutujaga seostada suuremat võimalike väärtuste hulka, kuid sellisest analüüsist

[3] C keele semantika on siinkohal keerukas, kuid (üldiselt võimalikud) negatiivsed jäägid on antud juhul välistatud, sest `rand()` funktsioon ei tagasta negatiivseid arve.

```c
int x = rand() % 3;
int y;
if (x == 0)
    y = 5;
else
    y = x + 1;
int z = 2 * y;
```

(a) C-keelne lähtekood



(b) Juhtimisvoograaf

Joonis 1. Tsüklita programmi näidis.

oleks vähem kasu, sest see tooks sisse ebavajalikku ebatäpsust. Järgnevalt ongi eesmärk matemaatiliselt formaliseerida sellise võimalikult täpse analüüsi teostamine, mis omakorda oleks aluseks analüüsi teoreetiliseks uurimiseks ja automatiseerimiseks.

2.2 Võred

Domeenide kirjeldamiseks kasutatakse matemaatilisi struktuure, mida nimetatakse võredeks. Kuigi võreteooria on arvestatav matemaatika haru, siis sügavamale laskumata on siin toodud vajalikud mõisted võredest aru saamiseks. Järgnevad eestikeelsed definitsioonid on refereeritud V. Laane loengukonspektist aines „Võreteooria“ [4], kuid tähistused on kohandatud programmianalüüsi kirjandusele omaseks [1, 2:17]:

Definitsioon 2. Osaliselt järjestatud hulk on paar $(A, \sqsubseteq)$, kus A on hulk, millel on defineeritud binaarne seos $\sqsubseteq$, mis iga $a, b, c \in A$ korral rahuldab järgnevaid tingimusi:

- $a \sqsubseteq a$ (refleksiivsus),
- kui $a \sqsubseteq b$ ja $b \sqsubseteq c$, siis $a \sqsubseteq c$ (transitiivsus),
- kui $a \sqsubseteq b$ ja $b \sqsubseteq a$, siis $a = b$ (antisümmeetrilisus).

Domeenide puhul kasutatakse osalist järjestust seisundite täpsuse võrdlemiseks. Kokkuleppeliselt järjestatakse seisundid täpsemast ebatäpsema suunas — kirjutis $a \sqsubseteq b$ tähendab, et seisund a kirjeldab programmi olekut täpsemalt või sama täpselt kui seisund b. Teiste sõnadega, alati kui programmi olekut kirjeldab a, siis saab seda kirjeldada ka b-ga.
Järgnevalt olgu $(A, \sqsubseteq)$ osaliselt järjestatud hulk ja $X \subseteq A$.

Definitsioon 3. Elementi c nimetatakse hulga X **ülemiseks tõkkeks**, kui iga $x \in X$ korral $x \sqsubseteq c$. Vähimat ülemist tõket nimetatakse **ülemiseks rajaks**, st X-i iga ülemise tõkke d korral $c \sqsubseteq d$.

Definitsioon 4. Elementi c nimetatakse hulga X **alumiseks tõkkeks**, kui iga $x \in X$ korral $c \sqsubseteq x$. Suurimat alumist tõket nimetatakse **alumiseks rajaks**, st X-i iga alumise tõkke d korral $d \sqsubseteq c$.

Hulga X ülemist ja alumist raja tähistatakse vastavalt $\bigsqcup X$ ja $\bigsqcap X$. Kui $X = \{a, b\}$, siis tähistatakse ülemine ja alumine raja vastavalt $a \sqcup b$ ja $a \sqcap b$.

Domeenide puhul kasutatakse ülemisi tõkkeid mitme seisundi ühendamiseks, nii nagu seda oli vaja teha joonise 1 programmi punktis 7. Seejuures tahetakse loomulikult täpseimat ühendatud seisundit, mis ongi ühendatavate seisundite ülemine raja.

Definitsioon 5. Täielik võre on osaliselt järjestatud hulk, mille igal alamhulgal leidub ülemine ja alumine raja.

Täielikus võres $(A, \sqsubseteq)$ leidub vähim element $\bot = \bigsqcap A$ ja suurim element $\top = \bigsqcup A$, mida nimetatakse vastavalt *bottom*'iks ja *top*'iks. Tegelikult tuleneb täielikes võredes kõik alumise rajaga seonduv automaatselt ülemisest rajast [2:18].

Domeenidelt nõutaksegi, et need oleks täielikud võred, sest sellega kaasnevad ülal kirjeldatud võimalused seisunditega töötamiseks. Domeeni element $\top$ kirjeldab kõige üldisemat seisundit ehk seisundit, kus pole programmi oleku kohta mitte midagi teada. Element $\bot$ kirjeldab kokkuleppeliselt võimatut seisundit, milleks tüüpiliselt on saavutamatu (ingl. *unreachable*) programmi punkt ehk punkt, kuhu programmi täitmisel mitte kunagi ei jõutagi. Edaspidi tähistagu $\mathbb{D}$ mingit parasjagu vaadeldavat domeeni, millega käib ilmutamata kaasas täielik võre $(\mathbb{D}, \sqsubseteq)$.

2.3 Alamhulkade domeen

Võimalikke väärtusi saab uurida hulkade abil:

Definitsioon 6. Olgu S hulk. **Alamhulkade domeeniks** üle hulga S nimetatakse hulka $\mathcal{P}(S)$, mille osaline järjestus on defineeritud iga $a, b \in \mathcal{P}(S)$ korral kui

$$a \sqsubseteq b \quad \Longleftrightarrow \quad a \subseteq b.$$

Osutub, et see on ka täielik võre [4:6], kus üsna loomulikul viisil

$$a \sqcup b = a \cup b, \qquad a \sqcap b = a \cap b,$$
$$\bot = \varnothing, \qquad \top = S.$$

Hulkade järjestus on määratud nende omavahelise sisalduvuse kaudu, mis tähendab, et väiksem hulk on täpsem. Ülal käsitsi tehtud joonise 1 programmi analüüsis oligi

iga muutuja väärtusi analüüsitud täisarvude alamhulkade domeeni $\mathbb{D} = \mathcal{P}(\mathbb{Z})$ abil. Programmi punktis 7 toimunud muutuja y seisundite ühendamine on võrede terminites $\{5\} \sqcup \{2, 3\}$. Antud programmi analüüsimiseks on selle domeeniga vaja seostada kahte tüüpi tehted:

Konstantide abstraheerimine Lause `y = 5` abstraktseks teostamiseks, st muutujaga y domeeni elemendi seostamiseks, on esinev konstant vaja sobivalt abstraheerida. Täisarvude alamhulkade domeenis sobib konstantse väärtuse a jaoks ilmselt element $\{a\}$.

Abstraktne aritmeetika Lause `y = x + 1` abstraktseks teostamisks on vaja teostada liitmine muutuja x seisundi $\{1, 2\}$ ja konstandi seisundi $\{1\}$ vahel. Täisarvude alamhulkade domeenis saab elementide $A, B \in \mathcal{P}(\mathbb{Z})$ liitmise defineerida kui

$$A + B = \{a + b \mid a \in A, b \in B\}$$

ning sarnaselt võib defineerida ülejäänud tehted.

Nende matemaatiliste vahenditega ongi võimalik näites tehtu süstematiseerida. Siiski kirjeldab kasutatud domeen korraga ainult ühe muutuja väärtuseid, kuid muutujatevahelisi toiminguid otseselt mitte — seda peab ikkagi domeeniväliselt teostama. Oleks veelgi parem, kui tervet programmi olekut, st kõigi muutujate seisundeid korraga, saaks vaadelda ühe keerukama domeeni elementidena. Selleks võetaksegi kasutusele kujutused.

2.4 Kujutusdomeen

Olgu Var programmi muutujate hulk ja Val domeen, milles vaadeldakse üksiku muutuja seisundit. Sel juhul saab kasutusele võtta abstraktsete muutujate väärtustuste domeeni [2:45]

$$\mathbb{D} = (\mathsf{Var} \to \mathsf{Val})_\perp = (\mathsf{Var} \to \mathsf{Val}) \cup \{\perp\}.$$

Domeeni elementideks on kujutused muutujate hulgast nende abstraktsete väärtuste hulka, mis on väga analoogilised konkreetsete muutujate väärtustustega funktsionaalselt kirjeldatuna. Seetõttu nimetatakse seda ka **kujutusdomeeniks**. Element $\perp$ on tehislikult lisatud, et domeen moodustaks täieliku võre, ja tähendab saavutamatut programmi punkti. Osaline järjestus domeenis $\mathbb{D}$ on iga $D_1, D_2 \in \mathbb{D}$ korral defineeritud kui

$$D_1 \sqsubseteq D_2 \quad \Longleftrightarrow \quad D_1 = \perp \quad \vee \quad \forall x \in \mathsf{Var}.\ D_1(x) \sqsubseteq D_2(x).$$

Kujutusdomeeni kasutamisega saab lihtsama domeeni, mis kirjeldab ühte muutujat korraga, laiendada kõigile muutujatele korraga. Joonisel 1 tehtud näites olid muutujad $\mathsf{Var} = \{\mathsf{x}, \mathsf{y}, \mathsf{z}\}$ ja väärtused domeenis $\mathsf{Val} = \mathcal{P}(\mathbb{Z})$. Sellises kujutuste domeenis saabki kirjeldada tervet seisundit korraga ning sama analüüsi lõpptulemus on näidatud tabelis 1.

Tabel 1. Tsüklita näiteprogrammi (joonisel 1) analüüsi lõpptulemus kujutuste domeenis.

Punkt	x	y	z
1	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$
2	$\{0,1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$
3	$\{0\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$
4	$\{1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$
5	$\{0\}$	$\{5\}$	$\varnothing$
6	$\{1,2\}$	$\{2,3\}$	$\varnothing$
7	$\{0,1,2\}$	$\{2,3,5\}$	$\varnothing$
8	$\{0,1,2\}$	$\{2,3,5\}$	$\{4,6,10\}$

Kasutades kogu olekut kirjeldavaid domeeni elemente, on programmi laused ja avaldised juhtimisvoograafis kirjeldatavad funktsioonidena lähteseisundist sihtseisundisse. Neid nimetatakse **üleminekufunktsioonideks** (ingl. *transfer function*) [1] ja samas näites võivad need olla järgnevad:

$$tf_{1,2}(d) = d[\mathsf{x} \mapsto \{0,1,2\}][\mathsf{y} \mapsto \mathbb{Z}],$$
$$tf_{2,3}(d) = d[\mathsf{x} \mapsto d(\mathsf{x}) \cap \{0\}], \qquad tf_{2,4}(d) = d[\mathsf{x} \mapsto d(\mathsf{x}) \setminus \{0\}],$$
$$tf_{3,5}(d) = d[\mathsf{y} \mapsto \{5\}], \qquad tf_{4,6}(d) = d[\mathsf{y} \mapsto d(\mathsf{x}) + \{1\}],$$
$$tf_{7,8}(d) = d[\mathsf{z} \mapsto \{2\} \cdot d(\mathsf{y})],$$

kus kirjutis $d[\mathsf{x} \mapsto v]$ tähendab funktsiooni uuendamist (ingl. *function update*) ehk funktsiooni, mis argumendil x omab väärtust v ja ülejäänud argumentidel sama väärtust, mis funktsioon d. Aritmeetilised tehted hulkade vahel on sellised nagu sisemises domeenis Val. Seejuures üleminekufunktsioonid saab keele semantika ning lausete ja avaldiste struktuuri mallide järgi mehaaniliselt defineerida ehk konkreetse programmi analüüsil toimub see automatiseeritult.

2.5 Algoritmiline analüüs

Võrede, nende abstraktsete tehete ja üleminekufunktsioonide abil on formaliseeritud suur osa esialgses näites intuitiivselt tehtust, kuid täielikult automatiseeritud analüüsini on jäänud veel viimane samm, mis võimaldaks kogu analüüsi algoritmiliselt kirjeldada. Kõigepealt peavad paigas olema:

1. Domeen $\mathbb{D}$, mille abil analüüsi teostatakse ja mis on võimeline kirjeldama uuritavaid programmi omadusi.
2. Üleminekufunktsioonide defineerimise protsess programmeerimiskeele lausetest.

Nende olemasolul saab konkreetse programmi analüüsi teostada järgnevate sammudega [2]:

1. Iga programmi punkti i jaoks võtta kasutusele üks muutuja x_i, mis vastab otsitavale programmi abstraktsele seisundile selles punktis.

2. Iga juhtimisvoograafi serva $k \to i$ jaoks defineerida fikseeritud protsessi abil üleminekufunktsioon $tf_{k,i}$. Nõnda saab iga serva jaoks moodustada võrratuse $x_i \sqsupseteq tf_{k,i}(x_k)$. See tähendab, et analüüsis otsitav seisund võib olla ebatäpsem kui konkreetne üleminek ette näeb.

   Lisaks üleminekutele koostatakse võrratus ka programmi alguspunkti, milleks olgu x_1, jaoks kujul $x_1 \sqsupseteq \imath$, kus $\imath$ kirjeldab algseisundit.

3. Neist võrratustest moodustub süsteem, kus iga muutuja on vasakul täpselt ühel korral, selleks vajadusel võrratusi parema poole ülemraja järgi ühendades:

$$\begin{cases} x_1 \sqsupseteq f_1(x_1, \ldots, x_n), \\ \vdots \\ x_n \sqsupseteq f_n(x_1, \ldots, x_n), \end{cases}$$

   kus $f_1, \ldots, f_n$ on moodustatud võrratuste parematest pooltest (üleminekufunktsioonidest ja nende ülemrajadest).

   Sama saab lühemalt kirja panna, kui vaadelda hoopis täielikku võre $\mathbb{D}^n$, mille elementide positsioonil i on programmi punkti i seisund. Selle võre tehted on defineeritud punktiviisiliselt. Sellises võres on muutujaks $\bar{x} = (x_1, \ldots, x_n)$ ning funktsioonid ühendatud kokku ühte funktsiooni $\bar{f}(\bar{x}) = (f_1(\bar{x}), \ldots, f_n(\bar{x}))$. Sellega on kogu eelnev võrratuste süsteem ühendatud üheks ainsaks võrratuseks $\bar{x} \sqsupseteq \bar{f}(\bar{x})$ [2:21].

   Lisaks eeldatakse, et funktsioonid f_i ja seega kaudselt funktsioon $\bar{f}$ on monotoonsed, mis tähendab, et nad säilitavad rakendamisel täpsusega määratud järjestust [2:20].

   Definitsioon 7. Olgu $\mathbb{D}_1$ ja $\mathbb{D}_2$ osaliselt järjestatud hulgad. Funktsiooni $f : \mathbb{D}_1 \to \mathbb{D}_2$ nimetatakse **monotoonseks**, kui iga $a, b \in \mathbb{D}_1$ korral

$$a \sqsubseteq b \quad \Longrightarrow \quad f(a) \sqsubseteq f(b) \text{ [5:23]}.$$

4. Saadud võrratusele (ehk kaudselt algsele võrratuste süsteemile) tuleb leida vähim lahend. Selle iga lahend on üks korrektne analüüs, mis iga programmi punkti kohta sisaldab selle abstraktset seisundit. Vähim sobiv lahend on ühtlasi täpseim võimalik korrektne analüüs ehk see, millest enim kasu oleks.

   Saab näidata, et see on samaväärne võrrandi $\bar{x} = \bar{f}(\bar{x})$ vähima lahendi leidmisega, mida nimetatakse ka vähima püsipunkti leidmiseks. Seda on lõige lihtsam leida

Kleene püsipunktialgoritmi abil, mis alustab väärtusest $\bar{x}_0 = \overline{\bot} = (\bot, \ldots, \bot)$ ja järjest iga $\bar{x}_i$ korral arvutab $\bar{x}_{i+1} = \bar{f}(\bar{x}_i)$ kuni lõpuks jõutakse nii kaugele, et mingi i korral $\bar{x}_i = \bar{x}_{i+1}$, st funktsiooni väärtused stabiliseeruvad ja funktsiooni edasi rakendamine tulemust ei muuda. Leitud lahendist ongi võimalik välja lugeda analüüsi tulemused iga programmi punkti jaoks [2:21].

Joonise 1 programmi analüüsimisel oleks võrratuste ja võrrandite süsteemid järgnevad:

$$\begin{cases} x_1 \sqsupseteq \imath \\ x_2 \sqsupseteq tf_{1,2}(x_1) \\ x_3 \sqsupseteq tf_{2,3}(x_2) \\ x_4 \sqsupseteq tf_{2,4}(x_2) \\ x_5 \sqsupseteq tf_{3,5}(x_3) \\ x_6 \sqsupseteq tf_{4,6}(x_4) \\ \left.\begin{array}{l} x_7 \sqsupseteq x_5 \\ x_7 \sqsupseteq x_6 \end{array}\right\} \Rightarrow x_7 \sqsupseteq x_5 \sqcup x_6 \\ x_8 \sqsupseteq tf_{7,8}(x_7) \end{cases} \quad \text{ja} \quad \begin{cases} x_1 = \imath \\ x_2 = tf_{1,2}(x_1) = x_1[\mathsf{x} \mapsto \{0,1,2\}] \\ x_3 = tf_{2,3}(x_2) = \\ \quad = x_2[\mathsf{x} \mapsto d(\mathsf{x}) \cap \{0\}][\mathsf{y} \mapsto \mathbb{Z}] \\ x_4 = tf_{2,4}(x_2) = x_2[\mathsf{x} \mapsto d(\mathsf{x}) \setminus \{0\}] \\ x_5 = tf_{3,5}(x_3) = x_3[\mathsf{y} \mapsto \{5\}] \\ x_6 = tf_{4,6}(x_4) = x_4[\mathsf{y} \mapsto d(\mathsf{x}) + \{1\}] \\ x_7 = x_5 \sqcup x_6 \\ x_8 = tf_{7,8}(x_7) = x_7[\mathsf{z} \mapsto \{2\} \cdot d(\mathsf{y})] \end{cases},$$

kus algseisund $\imath$ on konstantne kujutus väärtustega $\varnothing$. Nende iteratiivne lahendamine on samm-sammult toodud lisas I. On näha, et algoritmiline analüüs jõudis oodatud tulemuseni. Samast paistab, et Kleene algoritm on üsna ebaefektiivne viis vähima püsipunkti leidmiseks, kuna väärtuste stabiliseerumine võib võtta palju samme, sest iga kord arvutatakse uuesti ka need väärtused, mis enam ei muutu. On olemas ka mitmeid palju efektiivsemaid meetodeid, näiteks *round-robin* ja *worklist* algoritmid [2:24,83].

Sellegipoolest pole vaadeldud analüüs kuigi praktiline, sest võimalike arvuliste väärtuste hulgad võivad olla suured või lausa lõpmatud. Üldiselt pole võimalik lõpmatuid hulki programmis efektiivselt esitada ja nendega opereerida. Seetõttu loobutakse ülimast täpsusest alamhulkade kujul ja kasutatakse ebatäpsemaid domeene väärtuste kirjeldamiseks, mida on efektiivselt võimalik analüsaatorisse implementeerida. Alamhulkade domeene saab siiski muudeks analüüsideks mõistlikult kasutada ning neil on oluline roll domeenide abstraheerimise uurimisel.

2.6 Intervalldomeen

Intervalldomeen on domeen, milles täisarvude väärtuste abstraheerimiseks kasutatakse arvtelje lõike. Selline abstraktsioon on arvuhulkadega võrreldes efektiivsem, olles samaaegselt praktikas ka piisavalt täpne.

Definitsioon 8. Intervalldomeeniks [2:55] nimetatakse hulka

$$\mathbb{I} = \{[l,u] \mid l \in \mathbb{Z} \cup \{-\infty\}, u \in \mathbb{Z} \cup \{+\infty\}, l \leq u\},$$

mille osaline järjestus on defineeritud iga $[l_1, u_1], [l_2, u_2] \in \mathbb{I}$ korral kui

$$[l_1, u_1] \sqsubseteq [l_2, u_2] \quad \Longleftrightarrow \quad l_2 \leq l_1 \wedge u_1 \leq u_2.$$

Selles domeenis

$$[l_1, u_1] \sqcup [l_2, u_2] = [\min\{l_1, l_2\}, \max\{u_1, u_2\}],$$
$$[l_1, u_1] \sqcap [l_2, u_2] = [\max\{l_1, l_2\}, \min\{u_1, u_2\}], \quad \text{kui } \max\{l_1, l_2\} \leq \min\{u_1, u_2\}.$$

Intervallide järjestus on määratud nende omavahelise sisalduvuse kaudu ning ülem- ja alamraja on vastavalt lõikude ühend ja ühisosa, analoogiliselt alamhulkade domeeniga. Lõigu otspunktides on lubatud vastavad lõpmatust kirjeldavad väärtused, mis võimaldavad rääkida selles domeenis suurimast elemendist $\top = [-\infty, +\infty]$, mis hõlmab kõiki täisarve.

Kuna alumine raja on ainult tinglikult defineeritud, siis intervalldomeen ei moodusta täielikku võre. See pole probleem, sest pisut täiendatud domeen $\mathbb{I}_\perp = \mathbb{I} \cup \{\perp\}$ osutub täielikuks võreks, kui seda vaja peaks olema.

Analoogiliselt alamhulkade domeeniga, tuuakse siin programmide analüüsimiseks sisse:

Konstantide abstraheerimine Konstantsele täisarvulisele väärtusele a vastab intervall $[a, a]$.

Abstraktne aritmeetika Intervallidel saab samuti defineerida erinevad aritmeetilised tehted, moodustades intervallaritmeetika. Näiteks lõikude $[l_1, u_1], [l_2, u_2] \in \mathbb{I}$ korral:

$$[l_1, u_1] + [l_2, u_2] = [l_1 + l_2, u_1 + u_2],$$
$$[l_1, u_1] \cdot [l_2, u_2] = [\min\{l_1 l_2, l_1 u_2, u_1 l_2, u_1 u_2\}, \max\{l_1 l_2, l_1 u_2, u_1 l_2, u_1 u_2\}].$$

Korrutamise tehtest ilmneb, et siin on tehete defineerimine keerulisem kui alamhulkade domeenis, kusjuures lisaks peab defineerima juhud, kus mõned otspunktidest on $-\infty$ või $+\infty$.

Valides eelnevas joonisel 1 tehtud näites seekord $\mathsf{Val} = \mathbb{I}_\perp$, saab taaskord kirjeldada üleminekufunktsioonid, kasutades seekord intervallide operatsioone. Tabelis 2 on toodud samasuguse algoritmilise analüüsi lõpptulemus, kui seda oleks tehtud intervalldomeeni abil. Nagu näha, siis intervallide kasutamine on ebatäpsem kui alamhulkade kasutamine, sest kaob informatsioon selle kohta, kui mõni väärtus lõigu keskelt tegelikult ei saa esineda. Samas on analüüs ikkagi korrektne, sest ühtegi päriselt võimalikku väärtust pole ekslikult välistatud.

Tabel 2. Tsüklita näiteprogrammi (joonisel 1) analüüsi lahend intervalldomeenis.

	x	y	z
x_1	$\bot$	$\bot$	$\bot$
x_2	$[0, 2]$	$[-\infty, +\infty]$	$\bot$
x_3	$[0, 0]$	$[-\infty, +\infty]$	$\bot$
x_4	$[1, 2]$	$[-\infty, +\infty]$	$\bot$
x_5	$[0, 0]$	$[5, 5]$	$\bot$
x_6	$[1, 2]$	$[2, 3]$	$\bot$
x_7	$[0, 2]$	$[2, 5]$	$\bot$
x_8	$[0, 2]$	$[2, 5]$	$[4, 10]$

3 Domeeni omadused

Selles peatükis tuuakse üldised abstraktsete domeenide omadused, mis kataks võimalikult palju universaalselt kontrollitavaid aspekte. Nende hulka kuuluvad täielike võrede, programmianalüüsi spetsiifilised ja abstraktsiooni korrektsuse omadused.

3.1 Võre omadused

Domeenid peavad olema täielikud võred ja seetõttu peavad nad rahuldama võrede tingimusi. Järgnev on ülevaade erinevatest omadustest, mis täielikel võredel kehtima peaks: Olgu $\mathbb{D}$ täielik võre, siis iga $a, b, c \in \mathbb{D}$ korral peavad kehtima järgnevad tingimused:

Osalise järjestuse omadused (definitsioonist 2)
- $a \sqsubseteq a$ (refleksiivsus);
- kui $a \sqsubseteq b$ ja $b \sqsubseteq c$, siis $a \sqsubseteq c$ (transitiivsus);
- kui $a \sqsubseteq b$ ja $b \sqsubseteq a$, siis $a = b$ (antisümmeetrilisus);

Rajade omadused [6]
- $a \sqsubseteq a \sqcup b$ ja $b \sqsubseteq a \sqcup b$ (definitsioonist 3);
- $a \sqcap b \sqsubseteq a$ ja $a \sqcap b \sqsubseteq b$ (definitsioonist 4);
- kui $a \sqsubseteq c$ ja $b \sqsubseteq c$, siis $a \sqcup b \sqsubseteq c$ (definitsioonist 3);
- kui $c \sqsubseteq a$ ja $c \sqsubseteq b$, siis $c \sqsubseteq a \sqcap b$ (definitsioonist 4);

Rajade tehete omadused [4:6, 5:39]
- $(a \sqcup b) \sqcup c = a \sqcup (b \sqcup c)$ ja $(a \sqcap b) \sqcap c = a \sqcap (b \sqcap c)$ (assotsiatiivsus);
- $a \sqcup b = b \sqcup a$ ja $a \sqcap b = b \sqcap a$ (kommutatiivsus);
- $a \sqcup a = a$ ja $a \sqcap a = a$ (idempotentsus);
- $a \sqcup (a \sqcap b) = a$ ja $a \sqcap (a \sqcup b) = a$ (neelduvus);

Vähima ja suurima elemendi omadused [6]
- $\bot \sqsubseteq a$;
- $a \sqsubseteq \top$;
- $a \sqcup \bot = a$;
- $a \sqcap \top = a$;

Järjestuse ja rajade tehete seosed Järgnevad on ekvivalentsed [5:39]:
1. $a \sqsubseteq b$,
2. $a \sqcup b = b$,
3. $a \sqcap b = a$.

3.2 Laiendamine ja kitsendamine

Peatükis 2.1 õnnestus tsükliteta programmi (jooniselt 1) analüüsida ilma vastava võrratuste süsteemi püsipunkti leidmata, kuid üldiselt nii lihtsalt ei saa. Huvitavamad programmid sisaldavad tsükleid, mille analüüsimiseks võib püsipunkti leidmisel põhinev algoritm siiski kasulik olla. Olgu nüüd vaatluse all tsükliga programm jooniselt 2 ja domeen $\mathbb{D} = (\mathsf{Var} \to \mathbb{I}_\bot)_\bot$ nagu intervalldomeeniga tehtud näites, siis võrratuste ja võrrandite süsteemid on järgnevad:

$$\begin{cases} x_1 \sqsupseteq \imath \\ x_2 \sqsupseteq tf_{1,2}(x_1) \sqcup tf_{3,2}(x_3) \\ x_3 \sqsupseteq tf_{2,3}(x_2) \\ x_4 \sqsupseteq tf_{2,4}(x_2) \end{cases} \quad \text{ja} \quad \begin{cases} x_1 = \imath \\ x_2 = tf_{1,2}(x_1) \sqcup tf_{3,2}(x_3) = \\ \quad = x_1[\mathsf{x} \mapsto [0,0]] \sqcup x_3[\mathsf{x} \mapsto d(\mathsf{x}) + [1,1]] \\ x_3 = tf_{2,3}(x_2) = x_2[\mathsf{x} \mapsto d(\mathsf{x}) \sqcap [-\infty, 99]] \\ x_4 = tf_{2,4}(x_2) = x_2[\mathsf{x} \mapsto d(\mathsf{x}) \sqcap [100, +\infty]] \end{cases},$$

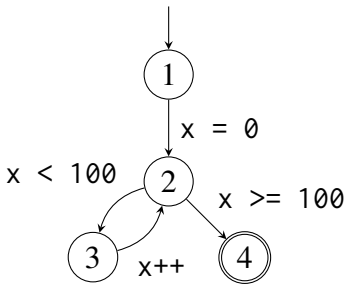
kus algseisund $\imath$ on konstantne kujutus väärtustega $\bot$. Nende vähim püsipunkt (tabelis 3a) leitakse Kleene püsipunktialgoritmi 204. sammul. Itereerimisel sisuliselt tehakse läbi kõik 100 tsükli iteratsiooni, mistõttu sellise süsteemi püsipunkti leidmise ajaline keerukus on $O(k)$, kus k on tsükli iteratsioonide arv. Selline ebaefektiivsus on vastuvõetamatu, sest toimub justkui programmi kogu töö simuleerimine, mis on vastuolus staatilise analüüsi eesmärgiga. Keerulisemate programmide puhul on isegi võimalik, et analüüs ei termineeru [2:60].

Laiendamine Probleemi põhjuseks on asjaolu, et intervalldomeen ei rahulda kasvavate jadade stabiliseerumise tingimust (ingl. *ascending chains condition*), sest selles leiduvad lõpmatud rangelt kasvavad ahelad [2:56], näiteks

$$[0,0] \sqsubset [0,1] \sqsubset [0,2] \sqsubset \ldots \sqsubset [0,+\infty],$$

```
int x = 0;
while (x < 100)
    x++;
```

(a) C-keelne lähtekood



(b) Juhtimisvoograaf

Joonis 2. Tsükliga programmi näidis.

Tabel 3. Tsükliga näiteprogrammi (joonisel 2) analüüsi lahendid erinevatel meetoditel.

(a) Iteratsiooni lahend

	x
x_1	$\bot$
x_2	$[0, 100]$
x_3	$[0, 99]$
x_4	$[100, 100]$

(b) Laiendamise tulemus

	x
x_1	$\bot$
x_2	$[0, +\infty]$
x_3	$[0, +\infty]$
x_4	$[100, +\infty]$

(c) Kitsendamise tulemus

	x
x_1	$\bot$
x_2	$[0, 100]$
x_3	$[0, 99]$
x_4	$[100, 100]$

kus $\sqsubset$ on vastav range järjestuse seos ehk kirjutis $a \sqsubset b$ tähendab, et $a \sqsubseteq b$ ja $a \neq b$ [4:3].

Püsipunkti leidmise igal iteratsioonil tsüklis muutuja väärtuste lõik suureneb ühe võrra seetõttu stabiliseerumiseks läheb soovitust rohkem iteratsioone. Probleemi lahendamiseks muudetakse analüüsimist nii, et püsipunkti leidmine toimuks kiirendatult, tuues meelega sisse täiendava ebatäpsuse. Sellist võtet nimetatakse laiendamiseks (ingl. *widening*).

Lahendatav võrratus $\bar{x} \sqsupseteq \bar{f}(\bar{x})$ kirjutatakse samaväärsel akumuleerival kujul $\bar{x} = \bar{x} \sqcup \bar{f}(\bar{x})$, kus ülemraja asemele valitakse sobiv **laiendamise operaator** $\sqcup$ ja otsitakse vähim püsipunkt võrrandile $\bar{x} = \bar{x} \sqcup \bar{f}(\bar{x})$. Intervallidel defineeritakse see järgnevalt [2:62]:

$$[l_1, u_1] \sqcup [l_2, u_2] = [l, u], \text{ kus}$$

$$l = \begin{cases} l_1, & \text{kui } l_1 \leq l_2, \\ -\infty, & \text{muidu} \end{cases} \quad \text{ja} \quad u = \begin{cases} u_1, & \text{kui } u_2 \leq u_1, \\ +\infty, & \text{muidu.} \end{cases}$$

Intervallide laiendamise idee seiseb selles, et intervall suurenedes suureneb kohe vastavas suunas lõpmatusse, garanteerides, et intervall saab suureneda ülimalt kaks korda, mis muudab rangelt kasvavad ahelad lõplikeks. Sellise modifikatsiooniga süsteemi vähim püsipunkt (tabelis 3b) leitakse juba Kleene algoritmi 6. sammul, mis ühest küljest on oluline võit, teisest kaotus, sest lahend pole nii täpne kui eelnevalt.

Kitsendamine Kuna $\bar{f}$ on monotoonne, siis selle rakendamine püsipunktile tulemust ebatäpsemaks ei muuda, aga võib ebatäpset laiendatud tulemust siiski parandada. Sellist võtet nimetatakse kitsendamiseks (ingl. *narrowing*) ning eelmisele laiendatud lahendile kitsendamist rakendades stabiliseerub tulemus (tabelis 3c) 4. sammul, jõudes sama tulemuseni, mis ilma laiendamist ja kitsendamist kasutamata. Üldiselt see siiski nii ei pruugi olla, kuid tulemuse täpsust suurendab ikka.

Kitsendamisel võib tekkida analoogiline probleem kahanevate jadade stabiliseerumise tingimusega (ingl. *descending chains condition*) ja lõpmatute rangelt kahanevate ahelatega [2:65], mistõttu funktsiooni korduv rakendamine mõistliku sammude arvuga ei stabiliseeru. Samas võib kitsendamist lõpetada mistahes hetkel ja analüüs on ikka korrektne. Kitsendamise stabiliseerumiseks kasutatakse analoogilist võtet: lahendatav

võrratus kirjutatakse samaväärsel kujul $\bar{x} = \bar{x} \sqcap \bar{f}(\bar{x})$, kus alamraja asemele valitakse sobiv **kitsendamise operaator** $\sqcap$ ja otsitakse vähim püsipunkt võrrandile $\bar{x} = \bar{x} \sqcap \bar{f}(\bar{x})$. Intervallidel defineeritakse see järgnevalt [2:66]:

$$[l_1, u_1] \sqcap [l_2, u_2] = [l, u], \text{ kus}$$
$$l = \begin{cases} l_2, & \text{kui } l_1 = -\infty, \\ l_1, & \text{muidu} \end{cases} \qquad \text{ja} \qquad u = \begin{cases} u_2, & \text{kui } u_1 = +\infty, \\ u_1, & \text{muidu.} \end{cases}$$

Intervallide kitsendamise idee seisneb selles, et intervall väheneb ainult lõpmatusest, garanteerides, et intervall saab väheneda ülimalt kaks korda, mis muudab rangelt kahanevad ahelad lõplikeks. Uuritud näitel kiirendatud kitsendamine jõuab sama tulemuseni kui tavaline kitsendamine (tabelis 3c). Üldiselt see nii ei pruugi olla, sest kiirendamisel tuuakse teadlikult sisse täiendav ebatäpsus.

Omadused Laiendamise ja kitsendamise operaatorid peavad analüüsi korrektsuse tagamiseks rahuldama teatud tingimusi.
Olgu $\mathbb{D}$ abstraktne domeen, siis iga $a, b \in \mathbb{D}$ korral peavad kehtima järgnevad tingimused:

- $a \sqcup b \sqsubseteq a \sqcup b$ [2:61];
- $a \sqcap b \sqsubseteq a \sqcap b \sqsubseteq a$ [2:66].

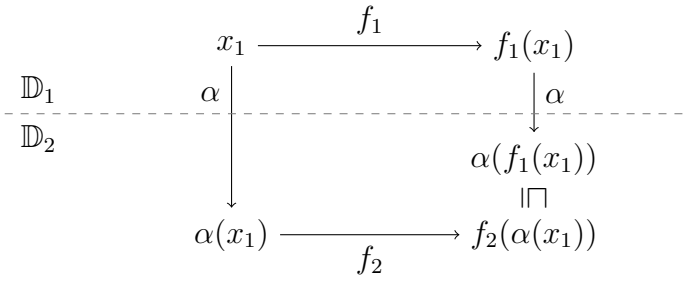
Kusjuures need operaatorid pole tingimata assotsiatiivsed, kommutatiivsed, jne nagu nende algsed analoogid. Neid kasutatakse täpselt nii nagu ülal toodud, kus vasak operand on vana seisund ja parem operand on uus seisund. Sellel asjaolul põhineb nende defineerimine ja seda ka nähtud intervalldomeeni puhul.

3.3 Abstraktsiooni korrektsus

Abstraktse domeeni defineerimisel tekib küsimus, kas saadud domeen abstraheerib võimalikke olukordi korrektselt, st käitub mingis mõttes sama moodi. Näiteks intervalldomeen peaks olema täisarvude alamhulkade domeeni abstraktsioon, mille tehted käituks nii, nagu nad käituks konkreetsete alamhulkadega. Sellist olukorda kirjeldab järgmine definitsioon:

Definitsioon 9. Domeeni $\mathbb{D}_2$ nimetatakse domeeni $\mathbb{D}_1$ **korrektseks abstraktsiooniks**, kui leiduvad funktsioonid $\alpha : \mathbb{D}_1 \to \mathbb{D}_2$ ja $\gamma : \mathbb{D}_2 \to \mathbb{D}_1$, mis rahuldavad järgnevaid tingimusi [7:242]:

1. α on monotoonne,
2. γ on monotoonne,
3. iga $x_2 \in \mathbb{D}_2$ korral $x_2 = \alpha(\gamma(x_2))$,
4. iga $x_1 \in \mathbb{D}_1$ korral $x_1 \sqsubseteq \gamma(\alpha(x_1))$,
5. iga $x_1 \in \mathbb{D}_1$ korral $\alpha(f_1(x_1)) \sqsubseteq f_2(\alpha(x_1))$, kus f_1 on monotoonne tehe domeenis $\mathbb{D}_1$ ja f_2 sellele vastav monotoonne tehe domeenis $\mathbb{D}_2$.



Joonis 3. Definitsiooni 9 tingimust 5 illustreeriv skeem.

Funktsiooni α nimetatakse abstraktsioonifunktsiooniks (ingl. *abstraction function*) ja funktsiooni γ konkretisatsioonifunktsiooniks (ingl. *concretization function*). Seega võib rääkida, et $\mathbb{D}_1$ on konkreetne domeen ja $\mathbb{D}_2$ selle abstraktne domeen.

Tingimus 3 nõuab, et konkretiseerimine ei kaotaks täpsust. Tingimus 4 lubab, et abstraheerimine kaotab täpsust (aga ei suurenda seda). Tingimust 5 illustreerib joonis 3 ja see tähendab, et abstraktse tehte teostamine abstraktsel väärtusel pole täpsem, kui konkreetse tehte teostamine konkreetsel väärtusel.

Viimast tingimust saab samaväärselt sõnastada γ kaudu. Lisaks kogu definitsioonist järeldub domeenidevahline Galois' vastavus (ingl. *Galois connection*), millel on oluline roll abstraktse interpretatsiooni formaliseerimisel ja laiemalt võreteoorias [7].

Domeenide $\mathbb{D}_1 = \mathcal{P}(\mathbb{Z})$ ja $\mathbb{D}_2 = \mathbb{I}_\perp$ korral [7:243]

$$\alpha(x_1) = \begin{cases} \perp, & \text{kui } x_1 = \varnothing, \\ [\min x_1, \max x_1], & \text{muidu;} \end{cases}$$

$$\gamma(x_2) = \begin{cases} \varnothing, & \text{kui } x_2 = \perp, \\ \{l, \ldots, u\}, & \text{kui } x_2 = [l, u]. \end{cases}$$

Omadused Kui on teada, millist konkreetset domeeni mingi abstraktne domeen abstraheerib, ja nende vahel on defineeritud abstraheerimine ja konkretiseerimine, siis peavad kehtima definitsiooni 9 tingimused.

Isegi kui konkretiseerimisfunktsioon leidub ja on matemaatiliselt kirjeldatud, siis ei pruugi olla võimalik seda analüsaatoris implementeerida, sest abstraktsele väärtusele vastav konkreetne väärtus võib olla ebapraktiliselt mahukas või isegi lõpmatu. Nii on näiteks ülaltoodud alamhulkade ja intervallide domeenide puhul, kus $\gamma([-\infty, +\infty]) = \mathbb{Z}$. Konkretiseerimisfunktsiooni puudumisel analüsaatori implementatsioonis pole loomulikult sellega seonduvat võimalik verifitseerida, kuid definitsiooni tingimusi 1 ja 5 saab kontrollida ikka. Seejuures ongi kasulik tingimuse 5 toodud kuju, mitte selle konkretiseerimisega kuju.

4 Omaduspõhine testimine

Omaduspõhine testimine (ingl. *property-based testing*) on programmide testimise metoodika, mis põhineb soovitud omaduste verifitseerimisel juhuslikult genereeritud testandmetel. Selle lähenemise populariseeris Haskelli teek nimega QuickCheck [8], mis on nüüdseks implementeeritud ka paljude teiste programmeerimiskeelte jaoks ja mille kasutamine on funktsionaalprogrammeerimises laialdane.

Omaduspõhine testimine sobib hästi matemaatiliste tingimuste kontrollimiseks, nagu seda on eelmises peatükis toodud domeenide omadused. See ei vaja sobivate testandmete väljamõtlemist ja võimaldab samu omadusi kontrollida kõigil domeenidel, sõltumata isegi nende elementide tüübist.

4.1 Põhimõtted

Testitavad omadused kirjeldatakse predikaatidena, millele omaduspõhise testimise raamistik genereerib hulga juhuslikke argumente, millel arvutab välja predikaadi väärtuse. Kui see on kõigil genereeritud argumentidel tõene, siis loetakse test läbituks ja omadus kehtivaks. Kui mõnel argumendil on predikaat väär, loetakse test läbikukkunuks ja omadus mittekehtivaks. Viimasel juhul kuvatakse probleemne argument ka testijale.

Omaduspõhise testimise raamistikes on tüüpiliselt juba defineeritud, kuidas vastava keele põhiliste andmetüüpide, sh paaride, järjendite jne, väärtusi juhuslikult genereerida. Puuduvate ja enda defineeritud andmetüüpide jaoks tuleb see ise juurde lisada. Seejuures „juhuslik“ ei pea tähendama täielikult juhuslikku protsessi, vaid võib alati genereerida ka hulka huvitavaid ja sageli probleeme tekitavaid erijuhte (nt arv null, tühi järjend jne).

Juhuslikult genereeritud argumendid võivad olla „suured“: suured arvud, pikad sõned või järjendid, sügavad puud jne. Võib kergesti juhtuda, et mõne omaduse kontranäide on seetõttu inimese jaoks raskesti hoomatav ja jääb ebaselgeks, mis on selle argumendi juures erilist, et omadus ei kehti. Vigade analüüsimise lihtsustamiseks kasutatakse omaduspõhises testimises vääravate argumentide lihtsustamist ehk vähendamist (ingl. *shrinking*). Kirjeldatakse, kuidas leitud väärtusest saada lihtsamaid, mis oleks algsega piisavalt sarnased, et nende korral võiks omadus samuti mitte kehtida. Näiteks järjendist mingite elementide eemaldamine, et selle pikkus väheneks. Vähendatud argumentidel väärtustatakse predikaat uuesti, leidmaks neid, mille korral omadus ikka ei kehti, ja rakendatakse vähendamist taas nii palju kordi kui võimalik, et lihtsustada probleemset argumenti maksimaalselt, muutes selle paremini hoomatavaks.

Tüüpiliselt on ka põhiliste andmetüüpide vähendaminie testimisraamistikesse juba sisse ehitatud, aga sedagi on võimalik ise laiendada oma andmetüüpidele.

4.2 Goblint

Goblint on mitmelõimeliste C programmide staatiline analüsaator, mille eesmärk on tõestada, et programmis puuduvad mitmelõimelisusega seotud vead (nt andmejooksud) [9]. Seda tehakse andmevooanalüüsi raamistikus, kasutades keerukamaid spetsiifilisi abstraktseid domeene. Goblinti autoritele on teada, et analüsaator ei käitu alati oodatud viisil, vaid võib teha vigu. Üheks võimalikuks probleemide allikaks on kasutusel olevad abstraktsed domeenid ja täpsemalt nende implementatsioonid. Leidmaks nende vigade allikat, testitigi käesoleva töö raames Goblintis implementeeritud domeenide omadusi.

Goblint on kirjutatud OCaml-is ja on avatud lähtekoodiga [10]. Selle omaduspõhiseks testimiseks valiti vastav OCaml-i teek QCheck [11], mis on sarnaste teekide hulgast enim kasutatud ja uuendatud. Kõigi töö raames tehtud muudatuste ja täienduse lähtekoodi leiab lisast II.

Goblintis on domeenid implementeeritud OCaml-i moodulitena, mis muu hulgas sisaldavad domeeni elemendi tüüpi ning neil defineeritud seoseid ja tehteid, nagu on näidatud joonisel 4. Domeenide omaduste testimiseks on esmalt vaja defineerida selle elementide generaator. Selleks lisati domeeni signatuuri funktsioon `arbitrary` signatuuriga:

```
val arbitrary: unit -> t QCheck.arbitrary
```

mille ainsaks argumendiks on ühiktüübi väärtus `()` ja mis tagastab `t QCheck.arbitrary` tüüpi väärtuse. Viimane hõlmab endas tüüpi `t` domeeni elementide generaatorit (`t QCheck.Gen`) ja vähendajat (`t QCheck.Shrink`) nii, nagu QCheck teek seda ette näeb.

Kõik omadused peatükkidest 3.1 ja 3.2 implementeeriti omaduspõhiste testidena moodulis `DomainProperties`. Näiteks ülemraja kommutatiivsuse test on selline:

```
let join_comm = make ~name:"join comm" (pair arb arb)
                  (fun (a, b) -> D.equal (D.join a b) (D.join b a))
```

kus `D` on testitava domeeni moodul ja `arb` on mugavuse mõttes `D.arbitrary ()`.

Testid implementeeriti polümorfselt OCaml-i funktorite abil, mis võimaldab samu omadusi kontrollida mistahes domeenil. See oligi eesmärk, sest kõik need omadused peavad universaalselt kehtima. Domeeni testimiseks peab sellel siiski olema defineeritud `arbitrary`, mida saab teha üksnes manuaalselt ja mis seega on kõige ajamahukam osa Goblinti arvukate domeenide testimise juures. Sellele läheneti kahelt poolt ning lõpuks sobivate generaatoritega varustatud domeenid on toodud lisas III.

4.3 Alt üles lähenemine

Esiteks testiti erinevaid täisarvudega töötavaid domeene moodulist `IntDomain`, mis on üsna sõltumatud ja seetõttu saab neid eraldiseisvalt testida. Täpse loetelu leiab lisa III allosast. Paljud teised domeenid kasutavad oma elementidena konkreetsest analüüsitavast programmist leitud muutujaid, funktsioone vms, mis teeb nende testimise raskeks,

```
module type S =
sig
  type t (* domeeni elementide tüüp *)
  val equal: t -> t -> bool (* seos = *)
  val leq: t -> t -> bool (* seos ⊑ *)
  val join: t -> t -> t (* tehe ⊔ *)
  val meet: t -> t -> t (* tehe ⊓ *)
  val bot: unit -> t (* element ⊥ *)
  val is_bot: t -> bool
  val top: unit -> t (* element ⊤ *)
  val is_top: t -> bool
  val widen: t -> t -> t (* tehe ⨆ *)
  val narrow: t -> t -> t (* tehe ⨅ *)
end
```

Joonis 4. Domeeni (lihtsustatud) signatuur Goblinti moodulis `Lattice`.

sest pole selge, kuidas korrektselt genereerida neid juhuslikke elemente. Täisarvude abstraktsioonide puhul seda probleemi ei esine.

Täisarvudomeenide korrektsus Täisarve abstraheerivad domeenid omavad Goblintis tavalisetele domeenidele lisaks mitmeid spetsiifilisi funktsioone, nagu näidatud joonisel 5. Olemasolevatele lisaks implementeeriti lihtne täisarvude alamhulkade domeen `IntegerSet`, mille suhtes testiti ka kõigi täisarvude domeenide korrektsust, kasutades peatükis 3.3 toodud tingimusi.

Hulga abstraheerimiseks kasutati neis domeenides olevat `of_int` funktsiooni, et üksikuid elemente abstraheerida ja seejärel ülemraja leida, mis vastaks kogu vaadeldavale arvuhulgale. Lisaks kasutatakse testitava domeeni elementi $\bot$ tühihulga abstraktsioonina.

```
module type S =
sig
  include Lattice.S (* sisaldab domeeni signatuuri, vt joonis 4 *)
  val of_int: int64 -> t (* funktsioon α ühe arvu jaoks *)
  val neg: t -> t (* vastandarvu tehe, unaarne − *)
  val add: t -> t -> t (* liitmistehe, binaarne + *)
  val sub: t -> t -> t (* lahutamistehe, binaarne − *)
  (* ..., veel tehteid *)
end
```

Joonis 5. Täisarve abstraheeriva domeeni (lihtsustatud) signatuur Goblinti moodulis `IntDomain`.

Seejuures on eeldatud, et ülemraja on korrektselt defineeritud. See võimaldas testida kõigi tehete, nii ühekohaliste (nt `neg`) kui ka kahekohaliste (nt `add`), korrektsust alamhulkade kaudu defineeritute suhtes.

Kuna abstraktsiooni õigsuse testimiseks on domeenile lisaks vaja teist domeeni, mille abstraheerimist kontrollida, ja vastavaid tehteid mõlemas domeenis, siis sellist testimist üldisel tasandil teostada ei saa. Täisarvude domeenidel tehtu näitas, et selliseid omadusi on siiski võimalik testida, kuigi vajab olulist lisatööd.

Käivitamine Nende domeenide testimiseks loodi moodul `Maindomaintest`, mida saab Goblintist endast eraldi kompileerida (käsuga `make domaintest`) ja käivitada (käsuga `./goblint.domaintest -v`). Selles moodulis on järjend domeenidest, mida käivitamisel eraldiseisvalt testitakse.

4.4 Ülalt alla lähenemine

Teiseks testiti tervet domeeni, mida Goblint päriselt etteantud programmi analüüsimisel standardseadistuses kasutama hakkaks. See domeen pannakse sõltuvalt seadistusest kokku mitme eri analüüsi (Base, Escape, Mutex) domeenidest, mis on omakorda moodustatud paljudest domeenidest. Sellised sõltuvusi arvestades saab analüüsiks kasutatavat domeeni ette kujutada kui puud või sõltuvusgraafi (ingl. *dependency graph*). Seda ongi tehtud lisas III, mille ülaosas on kujutatud neid tervikliku domeeni komponente, mida testiti. Näiteks, domeen `EscapedVars` delegeerib oma töö domeenile `ToppedSet`, mis on implementeeritud domeeni `SetDomain` abil.

Tervikliku domeeni elementide genereerimiseks oleks kaudselt vaja genereerida elemente kõigist teistest domeenidest, millest sõltutakse. See eeldab korraga kõigi Goblinti domeenide jaoks generaatorite lisamist, mis on väga töömahukas. Kui mingite domeenide generaatorid defineerida triviaalselt, näiteks alati $\bot$ genereerimise teel, siis on võimalik terve domeeni elemente genereerida, ilma et oleks vaja absoluutselt kõiki generaatoreid lisada. See on võimalik, sest triviaalse generaatoriga domeen ei kutsu välja sõltuvuseks oleva domeeni generaatorit ja seetõttu viimane ei pea generaatorit üldse implementeerima. Domeenide `Variables`, `Normal` ja `PMap` generaatorid selliselt hetkel implementeeritigi. See lähenemine võimaldab kasutada analüüsitavast programmist leitud muutujaid, funktsioone vms nende domeenide generaatorites, mis vastavate konkreetsete ja keerukamate elementidega opereerivad.

Käivitamine Selliseks testimiseks lisati Goblinti käsurealippude hulka uus nimega `dbg.test.domain`. Kui see on sisse lülitatud, siis enne etteantud programmi analüüsimist jooksutatakse analüüsiks kasutataval domeenil[4] samad testid. Goblinti näidiskäivitus

[4] Täpsemalt „domeenidel“: Goblint kasutab analüüsis kahte erinevat domeeni, n-ö lokaalset ja globaalset.

pärast tavapärast kompileerimist (käsuga `make`) koos selle lipuga toimub järgneva käsuga:

```
./goblint --enable dbg.test.domain \
    ./tests/regression/04-mutex/01-simple_rc.c
```

4.5 Raskused testimisel

Implikatiivsed omadused Mõned peatükis 3.1 toodud omadustest on implikatsiooni kujul, see tähendab, et omadus peab kehtima ainult siis, kui mingid eeldused on täidetud. Nende testimise keerukuseks on see, et juhuslikke domeeni elemente genereerides ei pruugi need eeldust rahuldada. Sel juhul on implikatsioon küll tõene, aga ei väida midagi sisulist.

Kõige enam on see probleemiks osalise järjestuse antisümmeetrilisuse testimisel, milleks peaks juhuslikult genereerima domeeni elemendid a ja b nii, et $a \sqsubseteq b$ ja $b \sqsubseteq a$, enne kui saab kontrollida nõutud tingimust $a = b$. See on äärmiselt ebatõenäoline, kui testitavas domeenis on võrdlemisi palju elemente. Näiteks selle omaduse 100-kordsel (või isegi 10000-kordsel) testimisel üle 32-bitiste täisarvude eeldust rahuldavaid argumente enamasti ei genereerita, mistõttu antisümmeetrilisus jääb praktiliselt kontrollimata.

Sellele vaatamata on implikatiivsete omaduste testid siiski Goblintis implementeeritud, sest need võivad probleeme avastada, kui järjestusseoses on mõni suurem viga.

Võrdlemine Enamike omaduste testimisel on vaja kontrollida mingite domeeni elementide võrdumist. Esimese loomuliku variandina kasutati selleks domeenide `equal` funktsiooni (vt joonis 4). Kuna pole kindel, et kõigis Goblinti domeenides `equal` on defineeritud võre struktuuriga kooskõlaliselt, siis viidi samad testid läbi ka teisiti: testimisel kasutati elementide `a` ja `b` võrdumise tingimusena `leq a b && leq b a`. Eeliseks on see, et selline võrdlus ei eelda, et `equal` funktsioon oleks kooskõlaliselt defineeritud, aga puuduseks see, et eeldatakse, et järjestus on korrektne.

Võrduse ja osalise järjestuse vahelise ebakõla peaks tuvastama osalise järjestuse antisümmeetrilisuse test, kuid eelmises punktis kirjeldatud põhjustel ei pruugi see välja tulla. Testimise käigus paistis selline ebakõla välja vaid domeeni `CircInterval` vähima ja suurima elemendi puhul (testides „bot is_bot“, „top is_top“) ning järjestuse ja rajade vahelise ekvivalentsi juures (testides „connect join“, „connect meet“).

Laiendamine Esialgse testimise tulemused näitasid nagu oleks kõigis testitud domeenides laiendamise operaator vigane, sest ei rahulda selle ainsat omadust peatükist 3.2. Osutub, et Goblinti domeenides olevat laiendamise operaatorit `widen` ei kasutata täpselt nii, nagu ülalkirjeldatud teooria seda ette näeb, vaid (ajaloolistel põhjustel) alati kujul `D.widen a (D.join a b)`, kus teiseks argumendiks on juba vastav ülemraja.

Seega nõutud omaduse $a \sqcup b \sqsubseteq a \sqcup b$ asemel peaks kehtima omadus

$$\begin{aligned} a \sqcup (a \sqcup b) &\sqsubseteq a \sqcup (a \sqcup b) && \overset{\text{assotsiatiivsus}}{\Longrightarrow} \\ (a \sqcup a) \sqcup b &\sqsubseteq a \sqcup (a \sqcup b) && \overset{\text{idempotentsus}}{\Longrightarrow} \\ a \sqcup b &\sqsubseteq a \sqcup (a \sqcup b). \end{aligned}$$

Goblintis laiendamise operaatori testimiseks lõpuks kasutatigi viimast kuju. Seejuures eeldatakse, et ülemraja leidmise tehe on assotsiatiivne ja idempotentne, kuid neid kontrollitakse niikuinii vahetult omaette testidega.

4.6 Tulemused

Testide jooksutamise ülevaatlikud tulemused on toodud tabelis 4, kus on toodud mõlema lähenemise tulemused. Kuna võrdlusmetoodika puhul on tegemist kompromissiga, siis viidi samad testid läbi omakorda mõlemal moel. Läbikukkunud testide arvud on esitatud ligikaudselt, kuna kogu metoodika põhineb juhuslikkusel, mistõttu esineb väiksemaid variatsioone. Järgneb täpsem ülevaade probleemsetest domeenidest ja omadustest, kus mõningad probleemsete testide arvud võivad samuti varieeruda.

Erindi teke Mõnede omaduste testimisel tekkisid erindid enne kui kehtivust kontrollida oli võimalik. Enamikel juhtudel seetõttu, et domeen tegelikult ei moodusta täielikku võre ning elementide $\bot$ või $\top$ asemel antakse erind. Erindite tekkimine domeenide kaupa:

1. Domeenis `IntegerSet`, mis implementeeriti täisarvude abstraktsioonide korrektsuse testimiseks, puudub $\top$, sest pole praktiline luua hulka kõigist täisarvudest ja vastaval testimisel seda pole ka vaja. Erind tekib kolmes suurima elemendi testis („top leq“, „top is_top“, „top meet“).

2. Domeenis `Integers` puuduvad $\top$ ja $\bot$, mistõttu erind tekib lisaks kolmele suurima elemendi testile ka kolmes vähima elemendi testis („bot leq“, „bot is_bot“, „bot join“). Kuna $\bot$ on vajalik ka abstraktsiooni korrektsuse testimisel, siis tekib samal

Tabel 4. Domeenide erinevatel meetoditel testimise ülevaatlikud tulemused.

		Testide arv		
Lähenemine	Võrdlemine	Kokku	Erindi teke	Mittekehtivad
Alt üles	`equal`	468	~35	~75
	`leq`	468	~35	~69
Ülalt alla	`equal`	27	0	~12
	`leq`	27	0	~12

põhjusel erind kõigis 22-s vastavas testis. Erindi teke on oodatud, sest lähtekoodis on selle domeeni juures kommentaar: „`no top/bot, order is <=`“.

3. Domeenis `CircInterval` tekib erind neljas abstraktsiooni korrektsust kontrollivas testis väljaselgitamata põhjusel:
   (a) Jagamise testis („valid div“) erind `Invalid_argument("compare: abstract value")`.
   (b) Kolmes loogikatehete testis („valid lognot“, „valid logand“, „valid logor“) erind `Failure("nativeint_of_big_int")`, kui argumendiks on täisarvu -1 abstraktsioon.

Mittekehtivad Mitmete domeenide ja omaduste testimisel selgus nende mittekehtivus. Detailsem ülevaade domeenide kaupa:

1. Domeen `Lifted` on ülalmainitud domeeni `Integers` täiendus ehk `Integers` $\cup$ $\{\bot, \top\}$, siis selle testimisel erindeid ei teki, kuid 16 abstraktsiooni korrektsuse testi ikkagi ei kehti. Ka seda võib pidada ootuspäraseks, sest arvuline järjestus (nagu domeenis `Integers`) polegi korrektne täisarvude hulkade abstraktsioon, vaid on kasutusel muudel eesmärkidel.

2. Domeenis `Interval32`, mis töötab 32-bitiste täisarvude intervallidega, ei kehti arvudevahelise võrdusoperaatori abstraktsiooni korrektsus (testis „valid eq“), näiteks argumentidel
   $$A = \{0\}, \quad B = \{2\,742\,196\,662\}.$$
   Teine argument on juba vähendatud kujul ja on samamoodi suur korduval testide jooksutamisel, mis vihjab, et probleem on põhjustatud abstraheeritava arvu suurusest. Probleemi põhjuseks võib olla see, et arv on väljaspool 32-bitiste märgiga täisarvude piire, ja sellise väärtusega ei peakski testima, kuid ülejäänud selle domeeni testides probleeme ei tekkinud.

3. Domeenis `Booleans`, mille elementideks kaks tõeväärtust, ei kehti bitinihke operaatorite abstraktsiooni korrektsus. Vasakule nihe (testis „valid shift_left“) näiteks argumentidel
   $$A = \{-2\}, \quad B = \{-1\}$$
   ja paremale nihe (testis „valid shift_right“) näiteks argumentidel
   $$A = \{1\}, \quad B = \{1\}.$$

4. Domeenis `CircInterval` esineb mitmete omaduste mittekehtivus väljaselgitamata põhjustel:

(a) Võrdusseose transitiivsus (testis „equal trans“)[5], näiteks argumentidel

$$a = [0, 0], \quad b = [], \quad c = [0, 1].$$

(b) Kitsendamise omadus (testis „narrow fst“), näiteks argumentidel

$$a = [], \quad b = [0, 0].$$

(c) Ülem- ja alamraja assotsiatiivsus (testides „join assoc“, „meet assoc“). Lähtekoodis on kommentaaris neid operaatoreid nimetatud „pseudo-ülemrajaks“ ja „pseudo-alamrajaks“, mis vihjavad mingisugusele puudusele.
(d) Võrdlemise problemaatika juures mainitud neli omadust.
(e) Ülemraja mitteassotsiatiivsuse tõttu on rikutud ka 20 abstraktsiooni korrektsuse omaduse testimine.

5. Domeenis `Trier`, mille elementideks on üksikud täisarvud ja välistatud täisarvude hulgad (*exclusion set*), on rikutud ülemraja assotsiatiivsus (testis „join assoc“), näiteks argumentidel

$$a = 0, \quad b = 1, \quad c = \texttt{Not \{3\}([-63,63])}.$$

Probleemi tuumaks on asjaolu, et kahe erineva konkreetse väärtuse ülemraja leidmisel unustatakse täielikult algsed väärtused, kuid väärtuse ja välistushulga ülemraja leidmisel mitte. See viga ei ole implementatsioonis, vaid juba domeeni enda disainis. Kuna tegemist on ühe Goblintis vaikimisi kasutatava domeeniga, siis suhtuvad Goblinti arendajad leitud fundamentaalsesse probleemi väga tõsiselt. Mitteassotsiatiivsete tehetega domeenide mõju analüüsile on uuritud [12], kuid Goblinti autorid peavad nüüd lisaks välja selgitama, kuidas konkreetsed Goblintis kasutusel olevad püsipunktialgoritmid [13] mitteassotsiatiivsuse korral käituvad.

Ülemraja mitteassotsiatiivne olemine rikub ka 11 abstraktsiooni korrektsusega seotud omadust. Väga sarnase struktuuriga domeen `Enums`, mille elementideks on konkreetsete täisarvude hulgad ja välistatud täisarvude hulgad, seda omadust ei riku.

6. Domeen `IntDomTuple` sisuliselt moodustub nelja lihtsama domeeni valikulisest otsekorrutisest, nagu näidatud lisas III. Kui mingi omadus ei kehti selle mingis komponendis, siis põhjustab see kaudselt ka selle mittekehtimise `IntDomTuple` domeenil. Kuna komponentdomeenid pole veatud, siis pole kindel, kas `IntDomTuple` ise sisaldab vigu domeenide kokku panemisel või mitte. Kokku ei kehti sellel 20 omadust, millest 11 on seotud abstraktsiooni korrektsusega, mille testimiseks vajalik ülemraja assotsiatiivsus on samuti rikutud.

[5] Võrdusseose omadusi (refleksiivsus, sümmeetrilisus, transitiivsus) domeeni omaduste juures ei esitatud, kuid seoses võrdlemise problemaatikaga neid siiski otsustati lisaks testida.

Samas ei kehti järjestusseose transitiivsus (testis „leq trans“), mis kõigil komponentidel on korras, näiteks argumentidel

$$a = \{\texttt{enums:}\top\}, \quad b = \{\}, \quad c = \{\texttt{enums:}\bot\}.$$

7. Terve analüüsi domeeni testimisel leiti, et sellel ei kehti teadmata põhjustel 12 omadust, mille kontranäited on liiga mahukad ja arvukad, et siin eraldi välja tuua:
   (a) osalise järjestuse antisümmeetrilisus (testis „leq antisym“),
   (b) kolm ülemraja omadust (testides „join assoc“, „join idem“, „join abs“),
   (c) neli alamraja omadust (testides „meet leq“, „meet assoc“, „meet idem“, „meet abs“),
   (d) mõlemad järjestuse ja rajade vahelised ekvivalentsused (testides „connect join“, „connect meet“),
   (e) mõlemad kitsendamise operaatori omadused (testides „narrow meet“, „narrow fst“).

Tehtud ülevaatest on näha, et omaduste mittekehtimisel võib olla erinevaid põhjuseid:

1. viga domeeni implementeerimisel,
2. mittekehtimine teoreetilisel tasandil,
3. teadlik ja dokumenteeritud mittekehtimine,
4. sõltumine teistest probleemsetest domeenidest.

Kuna töö eesmärgiks polnud vigade parandamine, siis kõikidesse probleemidesse oluliselt ei süvenetud, mistõttu paljude läbikukkunud testide kohta ei saa kindlalt midagi väita. See nõuab omaette teadmisi konkreetsete domeenide ettenähtud tööpõhimõtetest, tööd täpsete kontranäidete analüüsimiseks ja probleemi kõrvaldamiseks. Sellele vaatamata annavad läbiviidud testid ja nende analüüs suuna, kust vigu otsida. Seejuures on näidatud, et omaduspõhine testimine võimaldab efektiivselt domeenidest vigu leida.

5 Kokkuvõte

Töö teoreetilise osana anti ülevaade andmevooanalüüsist ja selleks kasutatavatest abstraktsetest domeenidest. Seejärel koostati ülevaatlik abstraktsete domeenide omaduste komplekt, mis ühest küljest on piisavalt üldine, et kehtida mistahes domeenil, ja teisest küljest on piisavalt täielik, et katta võimalikult palju üldisel tasemel kontrollitavast. See koosneb täielike võrede, programmianalüüsi spetsiifilistest ja abstraktsiooni korrektsuse omadustest.

Töö praktilise osana lisati Goblint analüsaatorile, täpsemalt selle domeenidele, omaduspõhise testimise võimekus, kasutades teeki QCheck. Implementeeriti üldtestitaval viisil kõik omadused ja lisati paljudesse Goblinti domeenidesse vajalikud juhuslike elementide generaatorid. Domeenide täiendamisele ja testimise läbiviimisele läheneti kahest suunast, millel on erinevad eelised ja puudused. Lisaks analüüsiti aspekte, mis teevad domeenide omaduspõhise testimise keerukaks. Goblintisse lisatud domeenide omaduspõhise testimise raamistiku saab kasutusele võtta selle edasises arenduses, et vältida domeenide implementeerimisel võimalikke vigu.

Goblinti domeenide omaduspõhise testimise tulemusena leiti mitmeid domeene, millel mingid omadused ei kehtinud. Teostati tulemuste analüüs, et leitud vigu klassifitseerida ja võimalikke põhjuseid tuvastada. Esitati omaduspõhisest testimisest leitud kontranäited, millest vigade olemasolu selgub ja mida peaks vigade parandamiseks põhjalikumalt analüüsima.

Antud tööl on mitmeid edasiarenduse võimalusi, näiteks pole veel kõik Goblinti domeenid varustatud generaatoritega, mis neid testida võimaldaks, aga tööd võimalik jätkata, et kontrollitud saaks lõpuks kõik domeenid. Lisaks on muidugi vaja sügavamalt uurida neid domeene, millest vigu leiti, et aru saada vigade täpsest sisust, ja lõpuks need kõrvaldada.

Läbiviidud testimine näitas, et omaduspõhist testimist on võimalik hästi rakendada staatilise analüsaatori abstraktsete domeenide omaduste kontrollimiseks ja neist vigade leidmiseks. Tõenäoliselt oleks omaduspõhist testimist võimalik kasutada ka teiste analüsaatori osade (nt üleminekufunktsioonide) korrektse toimimise kontrollimiseks, sest abstraktsed domeenid pole kaugeltki ainsad andmevooanalüüsi osad, milles vigu võib esineda.

Viidatud kirjandus

[1] Vojdani V. Mitmelõimeliste C-programmide kraasimine analüsaatoriga Goblin. Magistritöö. TÜ arvutiteaduse instituut, 2006. http://dspace.ut.ee/handle/10062/1253 (27. 02. 2018).

[2] Seidl H., Wilhelm R., and Hack S. Foundations and Intraprocedural Optimization. *Compiler Design: Analysis and Transformation*. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2012, pp. 1–114. https://doi.org/10.1007/978-3-642-17548-0_1 (02/27/2018).

[3] ISO/IEC. ISO International Standard ISO/IEC 9899:2011. Information technology – Programming languages – C. N1570 Commitee Draft. Apr. 12, 2011. http://www.open-std.org/jtc1/sc22/wg14/www/docs/n1570.pdf (03/30/2018).

[4] Laan V. Võreteooria. Loengukonspekt. TÜ. Sügis 2017. https://courses.ms.ut.ee/MTMM.00.039/2017_fall/uploads/Main/kon.pdf (27. 02. 2018).

[5] Davey B. A. and Priestley H. A. Introduction to Lattices and Order. 2nd ed. Cambridge: Cambridge University Press, 2002.

[6] Might M. Order theory for computer scientists. http://matt.might.net/articles/partial-orders (03/03/2018).

[7] Cousot P. and Cousot R. Abstract interpretation: a unified lattice model for static analysis of programs by construction or approximation of fixpoints. *Conference Record of the Fourth Annual ACM SIGPLAN-SIGACT Symposium on Principles of Programming Languages*. Los Angeles, California: ACM Press, New York, NY, 1977, pp. 238–252. http://www.di.ens.fr/~cousot/publications.www/CousotCousot-POPL-77-ACM-p238--252-1977.pdf (03/25/2018).

[8] Claessen K. and Hughes J. QuickCheck: A Lightweight Tool for Random Testing of Haskell Programs. *Proceedings of the Fifth ACM SIGPLAN International Conference on Functional Programming*. ICFP '00. New York, NY, USA: ACM, 2000, pp. 268–279. http://doi.acm.org/10.1145/351240.351266 (04/23/2018).

[9] Vojdani V., Apinis K., Rõtov V., Seidl H., Vene V., and Vogler R. Static race detection for device drivers: the Goblint approach. *Proceedings of the 31st IEEE/ACM International Conference on Automated Software Engineering, ASE 2016*. ACM, 2016, pp. 391–402. http://goblint.in.tum.de (04/16/2018).

[10] Goblint. Lähtekood. https://github.com/goblint/analyzer (16. 04. 2018).

[11] QCheck. Lähtekood. https://github.com/c-cube/qcheck (16. 04. 2018).

[12] Gange G., Navas J. A., Schachte P., Søndergaard H., and Stuckey P. J. Abstract Interpretation over Non-lattice Abstract Domains. *Static Analysis*. Ed. by Logozzo F. and Fähndrich M. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2013, pp. 6–24. https://jorgenavas.github.io/papers/nonlattice-sas13.pdf (05/14/2018).

[13] Amato G., Scozzari F., Seidl H., Apinis K., and Vojdani V. Efficiently intertwining widening and narrowing. *Science of Computer Programming* 120 (2016), pp. 1–24. https://www.sci.unich.it/~amato/papers/scp16.pdf (05/14/2018).

Lisad

I Tsüklita näiteprogrammi iteratiivne analüüs

Tabel. Näiteprogrammi (joonisel 1) analüüsi süsteemi iteratiivse lahendamise sammud ja lahend.

i	1	2			3			4			5			6		
		x	y	z	x	y	z	x	y	z	x	y	z	x	y	z
x_1	$\imath$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$	$\varnothing$
x_2	$\perp$	$\{0,1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{0,1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{0,1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{0,1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{0,1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$
x_3	$\perp$		$\perp$		$\{0\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{0\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{0\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{0\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$
x_4	$\perp$		$\perp$		$\{1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$	$\{1,2\}$	$\mathbb{Z}$	$\varnothing$
x_5	$\perp$		$\perp$		$\perp$			$\{0\}$	$\{5\}$	$\varnothing$	$\{0\}$	$\{5\}$	$\varnothing$	$\{0\}$	$\{5\}$	$\varnothing$
x_6	$\perp$		$\perp$		$\perp$			$\{1,2\}$	$\{2,3\}$	$\varnothing$	$\{1,2\}$	$\{2,3\}$	$\varnothing$	$\{1,2\}$	$\{2,3\}$	$\varnothing$
x_7	$\perp$		$\perp$		$\perp$			$\perp$			$\{0,1,2\}$	$\{2,3,5\}$	$\varnothing$	$\{0,1,2\}$	$\{2,3,5\}$	$\varnothing$
x_8	$\perp$		$\perp$		$\perp$			$\perp$			$\perp$			$\{0,1,2\}$	$\{2,3,5\}$	$\{4,6,10\}$

II Lähtekood

Goblinti täiendamiseks tehti selle lähtekoodi repositooriumist [10] GitHub keskkonnas *fork*, mis asub aadressil

`https://github.com/sim642/goblint`.

Töö autori muudatused koos täpse versioonihaldusajalooga leiab selle Git repositooriumi *tag*'ilt „bsc-thesis“, mida näeb ka aadressilt

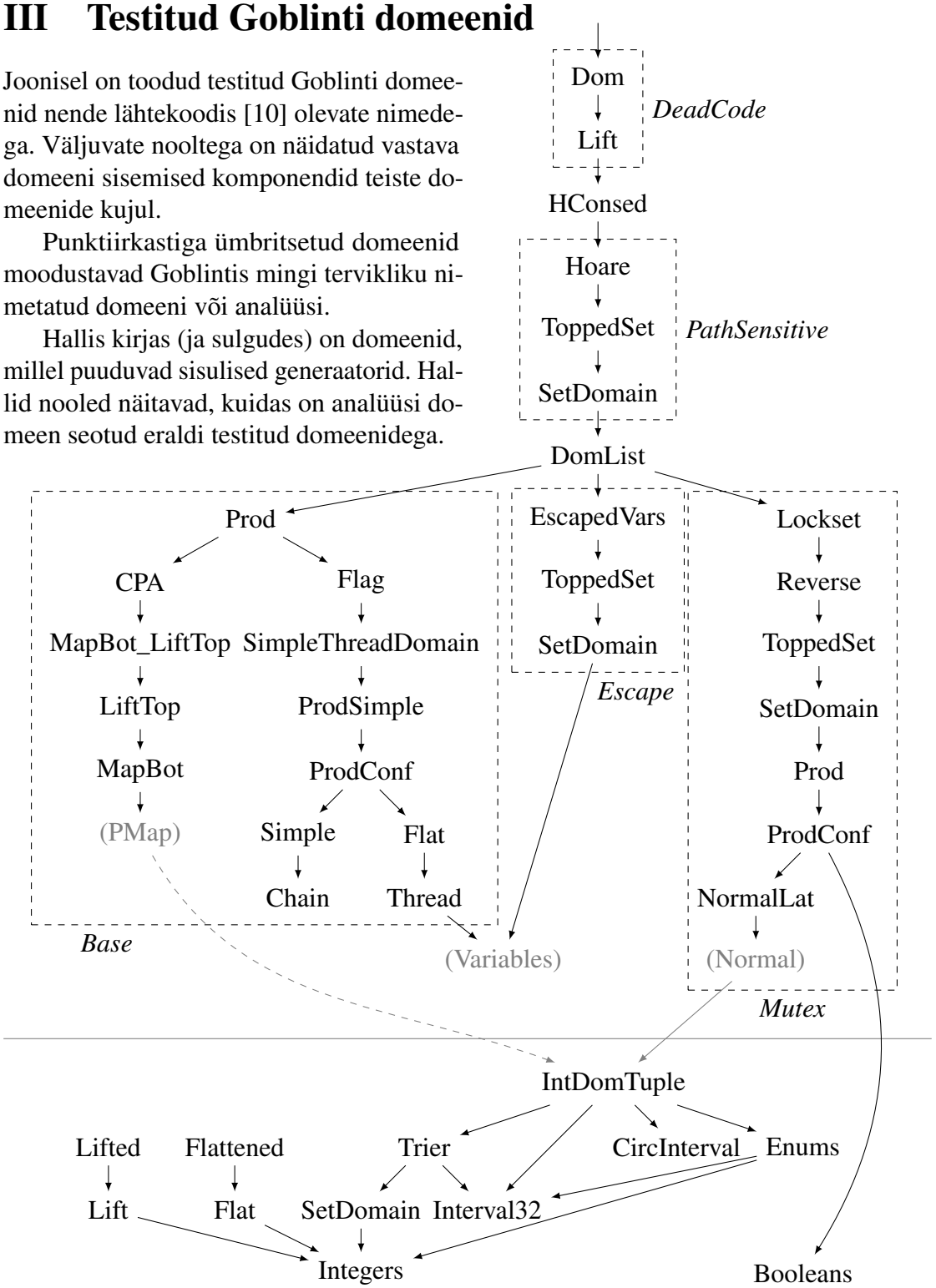
`https://github.com/sim642/goblint/tree/bsc-thesis`.

III Testitud Goblinti domeenid

Joonisel on toodud testitud Goblinti domeenid nende lähtekoodis [10] olevate nimedega. Väljuvate nooltega on näidatud vastava domeeni sisemised komponendid teiste domeenide kujul.

Punktiirkastiga ümbritsetud domeenid moodustavad Goblintis mingi tervikliku nimetatud domeeni või analüüsi.

Hallis kirjas (ja sulgudes) on domeenid, millel puuduvad sisulised generaatorid. Hallid nooled näitavad, kuidas on analüüsi domeen seotud eraldi testitud domeenidega.



IV Litsents

Lihtlitsents lõputöö reprodutseerimiseks ja lõputöö üldsusele kättesaadavaks tegemiseks

Mina, **Simmo Saan**,

1. annan Tartu Ülikoolile tasuta loa (lihtlitsentsi) enda loodud teose

   „**Abstraktsete domeenide omaduspõhine testimine**“,

   mille juhendajad on Vesal Vojdani ja Kalmer Apinis,

   1.1. reprodutseerimiseks säilitamise ja üldsusele kättesaadavaks tegemise eesmärgil, sealhulgas digitaalarhiivi DSpace lisamise eesmärgil kuni autoriõiguse kehtivuse tähtaja lõppemiseni;

   1.2. üldsusele kättesaadavaks tegemiseks Tartu Ülikooli veebikeskkonna kaudu, sealhulgas digitaalarhiivi DSpace kaudu kuni autoriõiguse kehtivuse tähtaja lõppemiseni.

2. olen teadlik, et punktis 1 nimetatud õigused jäävad alles ka autorile.

3. kinnitan, et lihtlitsentsi andmisega ei rikuta teiste isikute intellektuaalomandi ega isikuandmete kaitse seadusest tulenevaid õigusi.

Tartus, 14.05.2018