Latvijas Universitāte
Datorikas fakultāte

Ar regulārām izteiksmēm paplašinātu gramatiku dinamiska parsēšana

Bakalaura darbs

Autors
Jūlija Pečerska

Vadītājs
Guntis Arnicāns
profesors Dr. dat.

Rīga, 2012

Anotācija

Anotācijas teksts latviešu valodā

Atslēgvārdi: Dinamiskās gramatikas, priekšprocesēšana, makro, regulārās izteiksmes, galīgi determinēti automāti, Python

Abstract

Abstract text in English
Keywords: Dynamic grammars, preprocessing, macros, regular expressions, determinate finite automata, Python

Saturs

Termini un apzīmējumi

Šeit būs aprakstīti termini, saīsinājumi un, ja būs nepieciešamība, apzīmējumi.

Regulārās izteiksmes

Atpakaļnorādes

Priekšprocesors

Meta-programmēšana

Tvērums Programmas tvērums ir programmas bloks, kurā definēti mainīgo nosaukumi vai citi identifikatori ir lietojami, un kurā to definīcijas ir spēkā. Programmas ietvaros tvērumus ievieš, piemēram, figūriekavas, C/C++ gadījumā. Tad mainīgie, kas tiek definēti vispārīgā programmas kontekstā (globālie mainīgie), var tikt pārdefinēti mazākajā kontekstā (piemēram, kaut kādas funkcijas vai klases robežās) un iegūst lielāku prioritāti. Tas nozīmē, ka ja tiek lietots šāds pārdefinēts mainīgais, tas tiek uzskatīts par lokālu un tiek lietots lokāli līdz specifiska konteksta beigām, nemainot globālā mainīgā vērtību.

Tvēruma piemērs:

```
int a = 0;
int b = 1;
int main() {
    int a = 2;
    a++;
    b += a;
}
```

Šajā piemērā `a` ir definēta gan globāli, gan lokāli. Kad tiek izpildīta rindiņa `a++;`, lokāla mainīgā vērtība tiks palielināta līdz vērtībai 3, jo `a` ir pārdefinēts ar vērtību 2. Globālais `a` tā ara paliks ar vērtību 0. Un kad tiks izpildīta rindiņa `b += a;`, `b` pieņems vērtību 4. Tvēruma iekšā tiks samainīta globālā mainīgā `b` vērtība, jo tas netika pārdefinēts.

Tipu izsecināšana

Nedeterminēts galīgs automāts (nondeterministic finite automaton)

ε-pārejas (ε-transitions) Nedeterminētā galīgā automātā pārejas

Determinēts galīgs automāts (deterministic finite automaton)

Parsēšana (parsing)

Daļiņa (token) Pirmajā kompilēšanas stadijā leksiskais analizators sadala tekstu leksēmās (nozīmīgās simbolu secībās) un katrai leksēmai izveido speciālu objektu, kas tiek saukts par daļiņu (angl. *token*). Katrai daļiņai ir glabāts tips, ko lieto parsētājs lai izveidotu programmas struktūru. Ja ir nepieciešams, tiek glabāta arī daļiņas vērtība, parasti tā ir norāde uz elementu simbolu tabulā, kurā glabājas informācija par daļiņu - tips, nosaukums. Simbolu tabula ir nepieciešama tālākā kompilatora darbā lai paveiktu semantisko analīzi un koda ģenerāciju. Šajā darbā vienkāršības dēļ tiks uzskatīts, ka daļiņas vērtības ailītē glabāsies leksēma, ko nolasīja analizators. Tālāk daļiņas tiks apzīmētas šādā veidā:

```
{token-type : token-value}
```

Piemēram apskatīsim nelielu programmas izejas koda gabalu - `sum = item + 5`. Šīs izejas kods var tikt sadalīts sekojošās daļiņās:

1. `sum` ir leksēma, kas tiks pārtulkota daļiņā `{id:sum}`. `id` ir daļiņas klase, kas parāda, ka nolasītais tokens ir kaut kāds identifikators. daļiņas vērtībā nonāk identifikatora nosaukums `sum`.
2. Piešķiršanas operators = tiks pārveidots daļiņā `{=}` Šīm daļiņām nav nepieciešams glabāt vērtību, tāpēc otrās daļiņas apraksta komponente ir izlaista. Lai atvieglotu daļiņu virkņu uztveri šī darba ietvaros operatoru daļiņu tipi tiks apzīmēti ar operatoru simboliem, kaut arī pareizāk būtu izveidot korektus daļiņas tipu nosaukumus, piemēram `{assign}`.
3. Leksēma `item` analoģiski `sum` tiks pārtulkota daļiņā `{id:item}`.
4. Summas operators + tiks pārtulkots daļiņā `{+}`.
5. Leksēma 5 tiks pārtulkota daļiņā `{int:5}`.

Tātad izejas kods `sum = item1 + 5` pēc leksiskās analīzes tiks pārveidots daļiņu plūsmā `{id:sum}, {=}, {id:item1}, {+}, {int:5}`. Nolasīto daļiņu virkne tiek padota parsētājam tālākai apstrādei un abstraktā sintaktiskā koka izveidei. [2]

ASK (AST)

1. Ievads

Mūsdienu programmēšanas valodas ir spēcīgi rīki, kas var tikt pielietoti dažādu uzdevumu risināšanai. Abstrakti programmēšanas valodas var sadalīt divās grupās - universālas un domēn-specifiskas valodas. Universālas valodas ir pielietojamas visās sfērās, bet domēn-specifiskas gan tiek veidotas kādas konkrētas uzdevumu klases risināšanai. Kaut arī universālas valodas var tikt lietotas šīs uzdevumu klases risināšanai, tās ne vienmēr ir tikpat izteiksmīgas.

Taču parasti tieši universālas programmēšanas valodas tiek lietotas lai risinātu specifiskus uzdevumus, jo ne visiem uzdevumiem eksistē domēn-specifiskas valodas. Domēn-specifiskas valodas ir rīki ko ir vērts projektēt un veidot veselai klasei specializētu uzdevumu. Bet to implementācija ir liels darbs, ko nav vērts pildīt, lai atrisināt vienu konkrētu uzdevumu.

Jebkādas universālas programmēšanas valodas pamata sintaktiskais spēks ir funkcijas un to kompozīcijas. Katra valoda iekļauj sevī kaut kādu bāzes funkcionalitāti, funkciju ietvaru, kuru kompozīcijas un virknes veido programmas. Taču mēdz parādīties situācijas, kad funkciju kompozīcijas nepietiekami izteiksmīgi apraksta izpildāmo darbību. Dažas darbības ir ērtāk un saprotamāk attēlot ar citu sintaktisku formu, nevis ar funkciju (piemēram, faktoriāli ar pierakstu `n!`).

Viena no sintaktiskām formām, kas varētu paaugstināt koda lasāmību ir operatori. Tomēr programmēšanas valodas bieži vien stingri ierobežo pieejamo operatoru skaitu, kā arī to argumentu skaitu, asociatīvo īpašību (kreisā vai labā asociativitāte) un novietojumu (prefiksa, infiksa, postfiksa)[1]. Kaut arī, piemēram, C++, ļauj pārslogot operatorus, valoda nedod iespēju izveidot postfiksu konstrukciju `n!` faktoriāla apzīmēšanai. Šāda uzvedība ir tipiska vairākumam programmēšanas valodu.

Vienīgā iespēja, kas aprakstītajā situācijā ļaus ieviest izmaiņas valodā ir pamainīt pašu valodas sintaksi. Bet uz doto brīdi vairākumam mūsdienīgo programmēšanas valodu eksistē standarti. Pateicoties šim faktam, ir iespējams izstrādāt dažādus kompilatorus vienai un tai pašai valodai. Bet sintakses izmaiņu ieviešanas gadījumā ir jāmaina standarts, tātad ir jākoriģē arī visi valodas kompilatori. Dažreiz šīs izmaiņas ir tik nopietnas, ka tiešām prasa ievērojamas parsētāja modifikācijas, lai tiktu atbalstītas, bet dažreiz tās ir tikai sintaktiskas, piem. sintaktiskā cukura[2] ieviešana.

Gadījumos, kad ir nepieciešams paplašināt valodu tā, lai tā būtu piemērotāka konkrētam uzdevumam, sintakses izmaiņas var būt nebūtiskas. Tomēr vairākums valodu neļaus šādas izmaiņas ieviest bez valodas gramatikas, un, secīgi, valodas standarta modifikācijas. Tas ievērojami palēnina iespējas eksperimentēt ar valodas sintaksi.

Uz šīm novērojumiem tiek bāzēts šīs darbs, kas izpēta jautājumu, kā ir iespējams iznest valodas sintakses izmaiņas uz valodas lietotāja līmeni, t.i. dot lietotājam iespēju modificēt va-

[1] Dažas valodas, piemēram, Prolog, ļauj ieviest un pārslogot operatorus un mainīt to asociativitāti un novietojumu, bet neļauj veidot trīs argumentu operatorus. Tomēr Prolog ir ļoti eksotiska valoda, pie kuras sintakses ir grūti pierast.[1]

[2] Sintaktiskais cukurs (*syntactic sugar*) ir speciālas konstrukcijas, kas tiek pievienotas lai to padarītu saprotamāku un lasāmāku cilvēkam. Šīs konstrukcijas nemaina valodas funkcionalitāti, bet gan atvieglo tās lietošanu. Izplatīts sintaktiskā cukura piemērs ir C valodas konstrukcija `a[i]`, kas patiesībā ir `*(a + i)`.

lodas sintaksi rakstot programmas. Tas arī apskata iespēju, kā var dot valodas lietotājam iespēju izteikt kādu tam nepieciešamu funkcionalitāti ar netriviālām sintaktiskām konstrukcijām, nevis ar funkcijām. Tā ļaus papildināt valodas sintaksi ar ierobežotas makro konstrukciju kopas palīdzību, kas tiek veidota tā, lai ieviestās valodas konstrukcijas pēc transformēšanas joprojām būtu jēdzīgas sākotnējās gramatikas ietvaros.

Šīm mērķim tika izvēlēta pieeja, kas ir līdzīga koda priekšprocesēšanai. Programmas teksta priekšprocesēšanas gaitā nav iespējams precīzi paredzēt transformāciju rezultātu[1]. Piedāvātā pieeja izvirza iespēju makro šablonos lietot izejas koda daļiņas (angl. *token*) un gramatikas produkcijas, lai kontrolēt katra šablona argumenta tipus. Šablonu transformācija tiks iznesta uz citu abstrakcijas līmeni, un ļaus apstrādāt virknes ar daļējo izrēķināšanas iespēju.

Darbs piedāvā risinājuma koncepciju, kas ļaus LL(k) parsējamām valodām pievienot sintakses transformācijas sistēmu, kura ļaus paplašināt valodas iespējas un specificēt valodas konstrukcijas pielietošanas domēnam. Tā tiek projektēta tādā veidā, lai tās integrēšana ar kādu eksistējošu parsētāju pieprasītu pēc iespējas minimālas pūles. Projektētā sistēma sastāvēs no trim globālām komponentēm - šablonu sakrišanu meklēšanas apakšsistēma, pārveidošanas apakšsistēma un tipu apakšsistēma.

Šīs darbs ir fokusēts uz šablonu sakrišanu apakšsistēmas projektēšanas un koncepcijas izstrādes. Transformācijas sistēmas makro šablonu kopa ir paplašināta ar regulāro izteiksmju elementiem, kas ļaus tai būt ekspresīvākai konstrukciju meklēšana. Šī darba ietvaros autors izpētīja pieejamos risinājumus un uzdevuma risināšanas iespējas. Autors izvēlējās un sastādīja algoritmu kopu, kas varētu ļaut efektīvi apstrādāt makro un meklēt transformējamās virknes. Darba gaitā tika izstrādāts prototips, kas parāda specifiskās šablonu sistēmas iespējamību un izveido bāzi tālākai transformāciju sistēmas izstrādei. Prototipa izstrādes un testēšanas laika tika identificēti šablonu sistēmas iespējamie ierobežojumi.

Šī dokumenta organizācija ir sekojoša. Nodaļa 2. apraksta šī darba izstrādes pamatojumu un apskata gadījumus, kurus nevar apstrādāt lietojot jau eksistējošos rīkus. Nodaļa 3. apraksta piedāvāto sistēmu, tās īpašības un darbības principus. Nodaļa 4. stāsta par transformācijas sistēmas šablonu apstrādes apakšsistēmas prototipu, par algoritmiem, kas tika lietoti tā izstrādē. Nodaļa 6. apraksta prototipa testēšanas stratēģijas un izstrādes rezultātus, bet nodaļa 7. piedāvā darba secinājumus un projekta turpināšanas perspektīvas.

[1] Piemēram, gadījumos, kad priekšprocesēšanā tiek lietotas zarošanas konstrukcijas vai ir nepieciešama vairākkārtīga apstrāde lai dabūtu beigu rezultātu.

2. Problemātika un risinājuma koncepcija

Šī nodaļa apraksta darba problemātiku un ieskicē izvēlētā risinājuma koncepciju. Sīkāk risinājums tiks apskatīts nodaļās 3. un 4..

2.1. Problemātika

Valodas sintakses modificēšanas jautājums tika risināts ar dažādām pieejām, dažas no kurām ir izskatītas nodaļā 5.. Šī nodaļa, savukārt, parāda iespējamākas transformācijas sistēmas pieejas un risinājuma koncepcijas izveidi.

Viena no metodēm, kā varētu ļaut lietotājam paplašināt valodas sintaksi ir izveidot krosskompilatoru, kas transformētu jauno sintaksi tā, lai standarta kompilators to varētu atpazīt. Bet šīs metodes problēma ir tas, ka lielākas daļas moderno valodu sintaksi ir grūti noparsēt lietojot automātiskos rīkus. Zemāk ir piedāvāti daži piemēri gadījumiem no populāras valodas C, kad automātiskā parsēšana ir neiespējama.

1. Valodā C lietotājs var nodefinēt patvaļīgu tipu lietojot konstrukciju `typedef`. Šāda veida iespēja padara neiespējamu šādas izteiksmes apstrādi `(x) + 5`, ja vien mēs neesam pārliecināti, kas ir `x` - tips vai mainīgais. Ja `x` ir tips, tad šī izteiksme pārveido izteiksmes `+ 5` vērtību uz tipu `x`. Ja `x` ir mainīgais, tad šī izteiksme nozīmē vienkāršu mainīgā `x` un vērtības `5` saskaitīšanu.

2. C valodā eksistē operators postfikss operators ++, kas palielina argumentu par vienu vienību. Pieņemsim, ka ir iespēja paplašināt C valodas sintaksi ar infiksu operatoru ++, kas savieno divus masīvus un pierakstīt konstanšu masīvus `[1, 2, 3]` veidā. Tad izteiksme `a ++ [1]` būtu nepārsējama, jo eksistē vismaz divi to interpretācijas veidi. Tas varētu tikt saprasts ka postfiksā operatora ++ pielietošana mainīgam `a` un tad `a` indeksēšana ar `[1]`. Vai arī tas varētu būt divu masīvu `a` un `[1]` konkatenācija.

Dažreiz arī programmatūras koda dalīšana pa daļiņām ir atkarīga no šī koda konteksta, kas padara ne tikai parsēšanas procesu, bet arī leksēšanas procesu neautomatizējamu.

1. Valoda C++ ļauj lietotājam izveidot ligzdveida veidnes, piemēram, šādas `template <typename foo, list <int>>`. Šajā gadījumā simboli >> aizver divas atvērtās grupas pēc kārtas. Lai tas tiešām būtu atpazīts, ka grupu aizvēršana, lekserim jāzina simbolu konteksts, vai arī jāseko valodas gramatikai, jo parasti simbolu kombinācija >> nozīmē operāciju pārbīdei pa labi.

2. Gadījumā, ja lietotājam ir dota iespēja definēt savus operatorus, ieviešot operatoru, kas pārklāj eksistējošos, ir jāmaina leksēšanas likumus. Piemēram, ja lietotājs definē unāru operatoru `+-`, tad izteiksmei `+-5` ir jābūt saprastai ka `(+-, 5)`, nevis ka `(+, -, 5)`.

Apskatītie piemēri parāda to, ka automātisku parsētāju ģeneratoru lietošana dažreiz var būt tik pat sarežģīta, ka parsētāja rakstīšana ar rokām. Parsētāju ģeneratori nav piemēroti pakāpeniskām valodas sintakses evolūcijām, to izveidoto parsētāju pārģenerēšana aizņem laiku un resursus.

Izrādās, ka daudzām eksistējošām valodām parsētāji tiek rakstīti manuāli[1]. Tas nozīmē, ka kross-kompilatoru arī visticamāk būs jāraksta manuāli, risinot eksistējošās gramatikas konfliktus, un oriģinālvalodas ievērojamu izmaiņu gadījumā būs jāpastrādā abi kompilatori, kas nozīmē divreiz vairāk darba.

Šīs darbs izvirza pieeju, kas lietos eksistējošo valodas parsētāju ka pamatu savam darbam un piedāvās likumu kopu, kas ļaus paplašināt valodas gramatiku. Taču patvaļīgas lietotāja iniciētas gramatikas izmaiņas var novest pie nekontrolējamas valodas evolūcijas. Tāpēc aprakstāmā pieejā tiek piedāvātas ierobežotas izmaņu iespējas, kas tiks kontrolētas ar speciāli izveidotas tipu sistēmas palīdzību.

Sistēma ļaus ieviest jaunas konstrukcijas, konstruējot tās no jau eksistējošām valodas vienībām. Tā transformēs programmas gabalus attiecīgi pierakstītiem likumiem tā, lai valodas sākotnējā gramatika būtu tiem pielietojama. Šīs transformācijas korektumu nodrošinās tipu pārbaudes sistēma. Transformācijas korektums šī darba ietvaros nozīmē to, ka transformācijas izejas daļiņu virkne būs korekta uzrādīta transformācijas beigu tipa vienība. Piemēram, ja makro tiek uzrādīts, ka beigu transformācijas tips būs kaut kāds identifikators, bet pēc pārveidošanas no daļiņām sanāks izteiksme, šāds makro netiks akceptēts.

Ļoti līdzīgu uzdevumu, izņemot tikai transformāciju korektuma pārbaudi, pilda arī vispārējie priekšprocesori. Jebkura priekšprocesora viens no galveniem mērķiem ir vienas elementu virknes aizvietošana ar citu. Virknes vienība var būt atšķirīga atkarībā no priekšprocesora, bet parasti šī vienība ir kādu vienas klases rakstzīmju kopa. Klašu daudzums parasti ir fiksēts (skaitlis, burts, tukšums, u.t.t.). Dažreiz zīmes piederība pie klases ir statiska, ka C priekšprocesorā, dažreiz ir dinamiska, ka, piemēram, TEX, kur par atdalītāju var nodefinēt jebkādu specifisku simbolu. Tad apstrāde ir šo virkņu aizvietošana ar citām izveidotām virknēm.

Svarīgākā problēma šādai teksta apstrādes pieejai ir tas, ka tai neiespējams pārbaudīt rezultējošā koda korektumu sākontējās valodas ietvaros. Apskatīsim sekojošu C makro piemēru:

```
#define foo(x, y) x y
```

Pirmkārt, šādam makro nav iespējams statiski izsecināt rezultāta tipu tā ielasīšanas brīdī un izveidot kļūdas paziņojumu gadījumā, ja makro satur transformācijas, kas varētu sabojāt pārveidojamo kodu. Transformācijas rezultāta izrēķināšana ir iespējama tikai jau pārējā teksta apstrādes laikā, jo kaut arī `foo(5, 6)` tiks pārveidots par `5 6`, gan `foo(, 5)`, gan `foo(5, )` tiks pārveidots par `5`. Otrkārt, tā kā komats ir makro daļa, nav iespējams kā pirmo makro argumentu padot virkni `5, 6`. To var izdarīt tikai ievietojot argumentu iekavās, tad `foo((5, 6), 7)`, kas tiks pārveidots par `(5, 6) 7`.

[1] Piemēram C/C++/ObjectiveC kompilators GNU GCC [9], clang kompilators LLVM [16], JavaScript Google V8 [10]

Gadījumā, ja ir nepieciešams saplacināt sarakstu, ir nepieciešams izveidot 2 makro, piemēram:

```
#define first(x, y) x
#define bar(x, y) first x y
```

Bet aprakstītais makro strādā tikai gadījumos, kad argumentiem ir pareizs tips. Piemēram, izteiksme `bar((5, 6), x)` tiks pārveidota par `5 x`. Bet izteiksme `bar(5, 6)` tiks pārveidota par `first 5 6`, kaut arī tai vajadzētu izraisīt kļūdu.

Pat neņemot vērā grūtības statiskam transformācijas korektuma pierādījumam, teksta makro sistēmai trūkst iespēju, lai izveidot jaunas valodas konstrukcijas. Piemēram, būtu dabiski reprezentēt skaitļa moduli ar pierakstu `|a|`. C priekšprocesors, savukārt, ļauj veidot tikai prefiksa formas funkciju makro un konstanšu makro. Jā arī kāda makro sistēma ļautu izveidot minēto pierakstu, parādītos problēmas gadījumos, kad vienam un tam pašam simbolam eksistē dažas nozīmes, piemēram, ar pierakstu `| (a | b) |`, kam jābūt pārveidotam uz `abs(a | b)`.

Apskatītie piemēri parāda, ka ne kross-kompilēšana, ne programmas teksta priekšprocesēšana vispārpieņemtā veidā neder vēlamā rezultāta sasniegšanai. Par šīs problēmas risinājumu varētu kļūt transformācijas sistēma, kas apstrādā nevis programmas tekstu, bet gan programmas daļiņu un reducēto produkciju - pseido-daļiņu[1] virknes.

Lai padarītu transformācijas sistēmu vairāk spēcīgu un ļautu atpazīt vispārīgākas virknes, tās makro šabloni tiks paplašināti ar regulāro izteiksmju elementiem. Šādi šabloni ļaus meklēt plašākas sakritības joprojām saglabājot iespēju kontrolēt pārveidojumu korektumu.

Šādā sistēma dos iespēju paplašināt valodu lietotāja līmenī, nevis kompilatora līmenī. Tas arī dos lielāku brīvību izmaiņu izstrādē, jo lietotājiem būs iespēja veidot makro bibliotēkas ar jaunām iespējām un izplatīt tās. Tā varēs būt pielāgota dažādām valodām, jo tā strādās ārpus paplašināmās valodas gramatikas.

2.2. Idejas rašanās - valoda Eq

Šīs makro transformācijas sistēmas ideja ir radusies valodas Eq[2] kompilatora izstrādes gaitā, ar ko nodarbojas zinātniskā grupa, kuras sastāvā ir cilvēki no Compiler Technology & Computer Architecture Group, University of Hertfordshire (Hertfordshire, England), Heriot-Watt University (Edinburgh, Scotland) un Moscow Institute of Physics and Technology (Dolgoprudny, Russia). Šīs valodas sintakse bāzējas uz LaTeX teksta procesora sintakses, kas ir standarts priekš zinātniskām publikācijām. Korekti uzrakstīta Eq valodas programma var tikt interpretēta ar LaTeX procesoru. Perspektīvā Eq programma varēs tikt kompilēta un izpildīta uz vairākuma mūsdienīgo arhitektūru.

[1] Pseido-daļiņa ir citu daļiņu grupa, kas tiek aizvietota ar vienu objektu. Tas var tikt darīts, lai vienreiz noparsētu izteiksmi nevajadzētu apstrādāt vēlreiz. Daļiņu virkņu aizvietošana ar pseido-daļiņām notiek gramatikas produkcijas reducēšanas brīdī. Kad, piemēram, daļiņu virkne `id:a '+' id:b` tiek atpazīta ka derīga izteiksme gramatikas ietvaros, tā var tikt aizvietota ar pseido-daļiņu `expr:a + b`.

[2] Pirmkods atrodams tiešsaistē - https://github.com/zayac/eq

Lai atvieglotu izstrādi valodā Eq tika nolemts izveidot makro sistēmu, kas ļaus pielāgot sintaksi programmētāja vajadzībām. Tomēr bez kaut kādas šablonu sistēmas makro iespējas ir ļoti ierobežotas. Tāpēc tika izlemts lietot šablonus ar minimālu regulāro izteiksmju sintaksi, kas dod brīvību sakritību aprakstīšanai.

Bet kaut arī ideja un pieejas izstrāde sākās ar valodu Eq, tā nav piesaistīta tieši šai valodai. Visspēcīgāka šīs sistēmas īpašība ir tas, ka tā ir universāla un var tikt pielietota jebkādam parsētājam kas atbilst dažiem nosacījumiem. Par parsētājiem nepieciešamām īpašībām tiks runāts apakšnodaļā 3.1..

2.3. Sistēmas koncepcija

Aprakstāmā transformāciju sistēma tiek projektēta ņemot vērā divu eksistējošo pieeju pieredzi. Pirmā no pieejam ir programmas koda priekšprocesēšana - koda makro ierakstu apstrāde pirms parsētāja darba sākšanos. Priekšprocesors parasti aizvieto kādas konstrukcijas ar citām noteikti definētam konstrukcijām. Otrā pieeja ir adaptīvās gramatikas - gramatikas, kas ļauj programmas kodam modificēt savu apstrādes gramatiku. Abas pieejas dod ļoti spēcīgus rīkus programmēšanas valodu izstrādē. Tomēr abām šīm pieejām ir savas problēmas un trūkumi, kurus šīs sistēmas projektēšanā mēģināja atrisināt.

Pirmā problēma, no kuras šī sistēmas izstrādē mēģināja izvairīties ir nekorekta simbolu ar divām nozīmēm apstrāde. Pieņemsim, ka mēs gribam funkciju `abs (x)` apzīmēt ka `| x |`. Apskatīsim izteiksmi `| (a | b) + c|`, kurai vajadzētu tikt pārveidotai par `abs ((a | b) + c)`. Gadījumā, ja transformācijas sistēma apstrādātu tekstu, tā nebūs spējīga pārveidot šādu konstrukciju. Tiks apstrādāti pirmie divi `|`simboli, no `| (a |`, izveidojot nekorektu konstrukciju `abs( (a) b ) + c) |`. Šīs problēmas izvēlētais risinājums ir aprakstīts apakšnodaļā 2.3.1..

Otrā problēma ir dinamisku gramatiku nekontrolējamība. Dinamiskas gramatikas ir ļoti spēcīgs rīks, kas mūsdienās gandrīz netiek lietots. Tas tā ir tādēļ, ka dodot iespēju lietotājam patvaļīgi pievienot un dzēst gramatikas likumus, tiek zaudēta iespēja kontrolēt izmaiņu korektumu. Robežgadījums varētu būt tad, kad sākotnējā gramatika tiek pilnībā aizvietota ar citu gramatiku. Tad, kaut arī sākotnējā gramatika bija derīga parsēšanai ar eksistējošo algoritmu, jaunai gramatikai var piemīt īpašības, kas neļaus to apstrādāt (piemēram, kreisā rekursija LL parsētāju gadījumā). Šīs problēmas izvēlētais risinājums ir apskatīts apakšnodaļā 2.3.2..

Trešā problēma ir tas, ka nav iespējams vienkārši ieviest gramatikas modifikācijas jau eksistējošā valodas parsētāja, ja vien tā arhitektūra no sākuma atbalsta gramatikas izmaiņas. Bet tā kā parasti šāda iespēja netiek iekļauta, visticamāk būs nepieciešamas nopietnas parsētāja adaptācijas. Aprakstāmā sistēma, savukārt, mēģina dot iespēju paplašināt valodas gramatiku bāzējoties uz vienu no plaši lietojamam parsētāju arhitektūrām. Kā tas tiks darīts ir aprakstīts apakšnodaļā 2.3.3..

2.3.1. Priekšprocesori

Ir dažādas pieejas programmu pirmkoda priekšprocesēšanai. Visvairāk izplatītas no tām ir divas pieejas. Viena no pieejām ir sintaktiskā pieeja - sintaktiskie priekšprocesori tiek palais-

ti pēc parsētāja darbības un apstrādā sintaktiskos kokus, ko uzbūvē parsētājs. Dēļ aprakstāmās sistēmas īpašībām šajā darbā netiks apskatīti sintaktiskie priekšprocesori, jo līdz sistēmas darba izpildei, gadījumā, ja tika ieviestas kaut kādas transformācijas, parsētājs nevar uzbūvēt pareizu sintaktisko koku. Otra no pieejām ir leksiskā, leksiskie priekšprocesori tiek palaisti pirms pirmkoda parsēšanas un tiek nav zināšanu par apstrādājamas valodas sintaksi (piem. C/C++ priekšprocesors).

FIXME: *Ничего не понятно*

Leksiskie priekšprocesori pēc savām īpašībām ir tuvi aprakstāmai sistēmai. Ar makro valodu palīdzību tiem tiek uzdoti koda pārrakstīšanas likumi, un kods tiek pārveidots attiecīgi tām. Bet leksisko priekšprocesoru vislielākais trūkums ir tas, ka tie apstrādā tekstu pa simboliem neievērojot izteiksmju un konstrukciju struktūru. Apskatīsim jau minētu piemēru `abs ((a | b) + c)`. Ar tādu makro sistēmu, kas neievēro koda struktūru, tātad neievēro to, ka patiesībā `(a | b) + c` ir atomāra konstrukcija izteiksmē, šādu koda gabalu pareizi apstrādāt nevarēs[1].

Priekšprocesoru var iemācīt apstrādāt šāda veida konstrukcijas un atpazīt tos, ka atomārās izteiksmes. Bet tas nozīmēs, ka priekšprocesoram būs jāzina apstrādājamas valodas gramatika, kas neatbilst priekšprocesora lomai kompilēšanas procesā un nozīmē ka būs divreiz jāimplementē sintakses atpazīšana.

Lai izvairīties no šīs problēmas tika izvēlēts apstrādāt nevis programmas tekstu, bet gan programmas daļiņu un pseido-daļiņu virkni, ko daļēji jau apstrādāja parsētājs. Tas nozīmē, ka makro šablonu sintakse būs bāzēta uz daļiņu aprakstiem, nevis uz tekstuālām izteiksmēm. Piemēram, ja ir nepieciešams izveidot šablonu, kas pārveidos funkcijas ar nosaukumu `bar` par funkcijām ar nosaukumu `foo`, makro šablonā būs jāieraksta daļiņa ar tipu `id` un vērtību `bar - {id:bar}`. Tad, kad programmas daļiņu virknē tiks atrasta daļiņa ar šādu tipu un vērtību, tā tiks aizvietota ar citu daļiņu `{id:foo}`. Šāda pieeja dod iespēju programmas tekstā meklēt specifiskus daļiņu tipus, nevis specifiskas teksta daļas. Tas dod iespēju meklēt, piemēram, jebkādus identifikatorus, šablonā norādot daļiņu `{id}` bez vērtības.

Makro šablonu sistēma arī ļauj lietot pseido-daļiņas savu šablonu aprakstos, t.i. ļauj lietot daļiņu `{expr}`. Pseido-daļiņa `{expr}` dotajā sintaksē apzīmē kādu izteiksmi. Tā tiek saukta par pseido-daļiņu tādēļ, ka programmas tekstā tā ir reprezentēta ar citu daļiņu virkni, kaut arī patiesībā tā ir atomāra vienība.

Tā kā aprakstāmā sistēma tiek izstrādāta tā, lai tā varētu darboties nezinot neko par valodas gramatiku, tā nezina, kādas varētu būt izteiksmes dotajā valodā. Tad, kad transformācijas sistēmu makro ir atrodama šāda pseido-daļiņa, sistēma nemēģina pati izsecināt, vai šāda daļiņa ir nolasāma no parsētās virknes. Lietojot speciālu saskarni tā "pajautā" parsētājam, vai sagaidītā pseido-daļiņa ir atrodama sākot no dotās daļiņas virknē. Gadījumā, ja parsētājs var izveidot izteiksmi, tas paziņo par to, un transformācijas sistēma turpina virknes apstrādi. Piemēram, konstrukciju `(a | b) + c` parsētājs atpazīs ka pseido-daļiņu `{expr}`.

[1] C/C++ priekšprocesors vispār neatļaus tādu konstrukciju izveidot, kaut arī šāds pieraksts ir diezgan loģisks no matemātiķu skatu punkta. C/C++ makro sistēma ļauj veidot tikai makro konstantes un prefiksa formas funkcijas.

Gadījumā, ja kāds no šabloniem tiks atpazīts ieejas virknē, atpazītā apakšvirkne tiks pārveidota citā apakšvirknē, kas aizvietos iepriekšējo. Tālāk aizvietotā virkne tiks apstrādāta ar sākotnējo valodas gramatiku.

Otrā leksiskā tipa priekšprocesoru problēma ir tas, ka tie strādā ārpus programmas tvērumiem. Tas nozīmē, ka tvēruma sākuma daļiņa (piemēram, figūriekava, C/C++, Java un citu valodu gadījumā) tiek uzskatīts par parastu tekstu un var tikt pārrakstīts. Loģiskāk būtu, ja konkrētā tvērumā definēti makro tiktu mantoti līdzīgi ka mainīgie, kas nozīmē, ka šabloni, kas ir specifiski tvērumam, būtu ar lielāku prioritāti ka tie, kas definēti vispārīgākā tvērumā.

Sistēmas sakrišanas meklēšanas mehānisms tiks izstrādāts ņemot vērā programmas tvēruma maiņu. Tātad šabloni, kuri tiek ieviesti konkrētā tvērumā, strādās tikai tā ietvaros.

2.3.2. Dinamiskas gramatikas

Sistēma adaptē dinamisko gramatiku principu, ieviešot izmaiņu kontroli. Dinamiskas gramatikas vispārīgā gadījumā nekontrolē ieviestās izmaiņas, kas var sabojāt valodas parsējamību.

FIXME: *большое высказывание без всяких подтверждений, всегда только надстройка над*

Transformācijas sistēmas makro nepievieno sistēmai jaunus gramatikas likumus tajā nozīmē, ka tie modificē gramatiku. Tie pievieno jaunu daļiņu virknes pārrakstīšanas likumu, kas tiek izpildīts, kad tiek atrasta sakrišana ar makro specificētu šablonu. Tātad jaunās konstrukcijas daļiņu virknē ir atpazītas un pārrakstītas uz konstrukcijām, kuras jau ir zināmas parsētājam. Makro sistēma nedos iespēju dzēst eksistējošos likumus no valodas gramatikas.

Lai nodrošinātu gramatikas likumu pievienošanas kontroli, tiek ieviestas dažas tipu specifikācijas. Katrs no makro attiecas uz kādu konkrētu gramatikas produkciju, un nevar tikt pārbaudīts citā parsēšanas brīdī. Katram makro pārrakstīšanas likumam arī ir specificēts tips, kas tiek lietots lai statiski pārliecināties par to, ka transformācija ir korekta dotā tipa ietvaros. Tipu sistēma detalizētāk ir aprakstīta apakšnodaļā 3.3.3..

2.3.3. Parsētāja modifikācijas

Vēl viena svarīga dinamisku gramatiku īpašība ir tas, ka to lietošanai ir nepieciešams speciāli izstrādāts parsētājs, kas atļauj savu parsēšanas tabulu modifikācijas. Ir jāeksistē iespējai pievienot un dzēst attiecīgus gramatikas likumus, kā arī parsētājam jāprot pārbūvēt parsēšanas tabulas atbilstoši ieviestām izmaiņām.

Šī dinamisku gramatiku īpašība ļoti ierobežo iespēju lietot tos jau eksistējošo valodu paplašināšanai. Šāda veida papildināšana vairākumā gadījumu nozīmēs jauna parsētāja izveidošanu. Bet zinot, ka mūsdienīgām valodām parasti eksistē vairāki kompilatori, kurus izstrādā dažādi cilvēki, šādu izmaiņu ieviešana globālajā līmenī var kļūt neiespējama.

Aprakstāmā sistēma, savukārt, ir domāta ka palīgrīks parsētājam. Parsētāju izmaiņas, kas būs nepieciešamas integrēšanai ar sistēmu ir minimālas. Tas dos iespēju lietot to jebkuram parsētājam, kas atbilst dažiem apstrādes nosacījumiem, kas ir apskatīti apakšnodaļā 3.1..

Sistēma dos iespēju papildināt valodas sintaksi bez nepieciešamības pilnībā pārstrādāt valodas parsētājus. Tā strādās ārpus valodas gramatikas. Pirms katras produkcijas apstrādes ar standartu valodas gramatiku likumiem tiek izsaukta transformācijas sistēma.

3. Transformācijas sistēma

Šī nodaļa piedāvā uzbūves principus sistēmai, kura ļaus lietotājam dinamiski paplašināt programmēšanas valodas iespējas ar makro valodas palīdzību. Šī makro valoda ļaus izveidot jaunas valodas konstrukcijas no jau eksistējošām vienībām. Sistēma ir projektēta ka virsbūve parsētājam un strādās paralēli ar parsētāju, analizējot kodu ar ierakstītiem makro un apstrādājot daļiņu virknes.

Šīs sistēmas mērķis ir piedāvāt iespēju modificēt valodas sintaksi programmas rakstīšanas gaitā, nebojājot jau eksistējošo konstrukciju darbu. Sistēma ieviesīs pašmodificēšanos lietojot konstrukciju aizvietošanu, kas vienlaikus nodrošinās gramatikas modifikācijas un sākotnējās valodas gramatikas nemainīgumu. Tajā pašā laikā sistēma būs stabila pret kļūdām dēļ tā, ka tā strādās tikai konkrētās gramatikas produkcijas ietvaros un tā, ka tā pārbaudīs tipus jaunizveidotām virknēm.

Sistēmas raksturīga īpašība ir tas, ka tā nav piesaistīta konkrētai programmēšanas valodai. Uz doto brīdi tā var tikt pielāgota un integrēta dažādu valodu parsētājos, kuru arhitektūra atbilst dažiem nosacījumiem. Tai nav ierobežojumu pret atbalstāmo sintaksi, jo tā strādās ārpus valodas gramatikas.

3.1. Parsētāju īpašības

Šajā darbā piedāvātā sistēma tiek izstrādāta uz LL(k) parsētāja bāzes. Lai parsētājs varētu tikt integrēts ar aprakstāmo sistēmu, tam jābūt implementētam ar rekursīvas nokāpšanas algoritmiem LL(k) vai LL(*). LL parsētājs tika izvēlēts tāpēc, ka LL ir viena no intuitīvi saprotamākām parsētāju rakstīšanas pieejam, kas ar lejupejošo procesu apstrādā programmatūras tekstu. LL parsētājiem nav nepieciešams atsevišķs darbs parsēšanas tabulas izveidošanā, tātad parsēšanas process ir vairāk saprotams cilvēkam un vienkāršāk realizējams.

Tā kā transformāciju sistēma tiek veidota ka paplašinājums parsētājam, parsētājam jāatbilst dažiem nosacījumiem, kas ļaus sistēmai darboties. Zemāk ir aprakstītas īpašības, kuram jāpiemīt parsētājam, lai tas varētu veiksmīgi sadarboties ar aprakstāmo sistēmu.

Daļiņu virkne Parsētājam jāprot aplūkot daļiņu virkni ka abpusēji saistītu sarakstu, lai eksistētu iespēja to apstaigāt abos virzienos. Tam arī jādod iespēju aizvietot kaut kādu daļiņu virkni ar jaunu un ļaut uzsākt apstrādi no patvaļīgas vietas daļiņu virknē.

Tas ir nepieciešams, lai transformācijas sistēma varētu aizvietot transformētās virknes visā programmas daļiņu virknē.

Pseido-daļiņas Parsētāji parasti pielieto (reducē) gramatikas likumus ielasot daļiņas no ieejas virknes. Pseido-tokens, savukārt, ir produkcijas redukcijas rezultāts. Tas tiek attēlots ka atomārs ieejas plūsmas elements, bet īstenībā attēlo kaut kādu valodas gramatikas neterminālī. Viena no pseido-daļiņām, piemēram, ir izteiksmes daļiņa - `{expr}`, kas var sastāvēt no daudziem dažādiem daļinām (piem. `(a+b*c)+d`).

Šāda tipa daļiņas ir nepieciešamas, lai šablonu sistēma varētu meklēt sakritības ar gramatikas produkcijām, neimplementējot gramatikas atpazīšanu. Piemēram, ja ir nepieciešams aizvietot visas izteiksmes pēc vienādojuma zīmes ar tām pašām virknēm, bet ar iekavām, tad varēs lietot izteiksmes pseido-daļiņu, nemēģinot šablonā aprakstīt visas iespējamas izteiksmes variācijas.

Vadīšanas funkcijas Sistēmas darbam ir prasīts, lai katra gramatikas produkcija tiktu reprezentēta ar vadīšanas funkciju (*handle-function*). Vadīšanas funkcijām jāeksistē katrai gramatikas produkcijai, un katra šāda tipa funkcija prot atpazīt un reducēt produkciju.

Ir svarīgi atzīmēt, ka šim funkcijām būs blakus efekti - daļiņu virknes pārveidošana pēc likuma reducēšanas, tāpēc to izsaukšanas kārtība ir svarīga. Šīs funkcijas atkārto gramatikas struktūru, tas ir ja gramatikas produkcija A ir atkarīga no produkcijas B, A-vadīšanas funkcija izsauks B-vadīšanas funkciju.

Ir-funkcijas Katra no vadīšanas funkcijām nāk pārī ar predikāta tipa funkciju (*is-function*). Šīs funkcijas pārbauda, vai tajā vietā daļiņu virknē, uz kura dotajā brīdī atrodas parsētāja radītājs, ir atrodama apakšvirkne, kas atbilst dotās produkcijas aprakstam. Šādu funkciju pielietošana nemaina parsētāja stāvokli.

Sakrišanas funkcijas Katras vadīšanas funkcijas darbības sākumā vai beigās (tas ir atkarīgs tikai no implementācijas izvēles) tiek izsaukta tā sauktā sakrišanas funkcija (*match-function*). Sakrišanas funkcija ir transformācijas sistēmas saskarne, kas, zinot, kādā produkcijā uz doto brīdi strādā parsētājs, mēģina izdarīt daļiņu virknes transformāciju.

Tā pārbauda, vai tā vieta tokenu virknē, uz kuru rāda parsētājs, ir derīga kaut kādai transformācijai dotās produkcijas ietvaros. Ja pārbaude ir veiksmīga, funkcija izpilda sakrītošās virknes substitūciju ar jaunu virkni un parsētāja stāvoklī uzliek norādi uz aizvietotās virknes sākumu. Gadījumā, ja pārbaude nav veiksmīga, funkcija nemaina parsētāja stāvokli, un parsētājs var turpināt darbu nemodificētas gramatikas ietvaros.

Ja izstrādājamās valodas parsētāja modelis atbilst aprakstītām īpašībām, tad tā var tikt veiksmīgi savienota ar aprakstāmo transformācijas sistēmu un ļaut programmētājam ieviest modifikācijas oriģinālās valodas sintaksē.

3.2. Makro sistēmas sintakse

Makro sintakse ir veidota transformācijas likuma izskatā. Transformāciju likums sastāv no divām daļām. Kreisā puse satur šablonu un produkciju, kurā tā var tikt pielietota. Makro šablons satur regulāro izteiksmi no daļiņām un pseido-daļiņām, kas tālāk tiek izmantota lai atrast virkni, kurai šī transformācija ir pielietojama. Labā makro puse satur transformācijas funkciju un produkciju, kurai ir jāatbilst transformācijas rezultātam.

Makro izteiksmes strādā stingri kaut kādas produkcijas ietvaros, tāpēc makro šablona sintaksē tiek lietoti produkciju nosaukumu apzīmējumi. Tie tiks lietoti lai pārbaudītu pseido-daļiņu

virknes korektumu sākotnējās gramatikas ietvaros pēc sintakses izmaiņu ieviešanas. Par tipu pārbaudi tiks runāts zemāk šajā nodaļā.

Apskatīsim *match* funkciju likumus, kas modificē apstrādājamās gramatikas produkcijas uzvedību. *Match* makro sintakses vispārīgo formu var redzēt attēlā 3.1..

```
match [\prod1] v = regexp → [\prod2] f(v)
```

3.1. att. ***Match*** **makro sintakses vispārīgā forma**

Šīs apraksts ir uztverams sekojoši. Ja produkcijas `prod1` sākumā ir atrodama pseido-daļiņu virkne, kas atbilst regulārai izteiksmei `regexp`, tad tai tiek nosacīti piekārtots vārds `v`. Mainīgais `v` ir visu atrasto daļiņu virkne, kas var tikt lietota makro labajā pusē pārveidošanas funkcijas izpildē. Tātad ja tāda virkne `v` eksistē, tā tiek aizstāta ar pseido-daļiņu virkni, ko atgriezīs `f(v)` un kurai ir jāatbilst gramatikas produkcijas `prod2` likumiem.

Regulārā izteiksme `regexp` ir vienkārša standarta regulārā izteiksme, kuras gramatika ir definēta attēlā 3.2.. Pagaidām sistēmas prototipa izstrādē tiek lietota šāda minimāla sintakse, bet nepieciešamības gadījumā tā var tikt paplašināta.

```
regexp          → concat-regexp | regexp
concat-regexp   → asterisk-regexp  concat-regexp
asterisk-regexp → unary-regexp * | unary-regexp
unary-regexp    → pseudo-token | ( regexp )
```

3.2. att. **Regulāro izteiksmju gramatika uz pseido-tokeniem**

Piemēros uzskatības nolūkos `v` virkne būs uzskatīta par apstaigājamu un lietota ar indeksiem, kas norāda strastās virknes elementa numuru.

Tagad mēs varam izveidot definētās makro sintakses korektu piemēru. Pieņemsim, ka ērtības dēļ programmētājs grib ieviest sekojošu notāciju absolūtās vērtības izrēķināšanai - `|{expr}|`. Sākotnējā valodas gramatikā eksistē absolūtās vērtības funkcija izskatā `abs({expr})`. Tad makro, kas parādīts attēlā 3.3. izdarītu šo substitūciju, ļaujot programmētājam lietot ērtāku funkcijas pierakstu.

```
match [{expr}] v = {|} {expr} {|}
    → [{expr}] {id:abs} {(} v[1] {)}
```

3.3. att. **Makro piemērs #1**

Šajā piemērā šablons `{|} {expr} {|}`, strādājot `{expr}` produkcijas ietvaros, atradīs sakritību ar trim daļiņām, `|`, kaut kāda izteiksme, `|`. Transformējot atrasto elementu sarakstu tiek veidots jauns saraksts no `{id:abs}`, `{(}`, atrastās izteiksmes `v[1]` un `{)}`. Izveidotam sarakstam jāatbilst produkcijai `{expr}`.

Vēl viens korektā makro piemērs: pieņemsim, ka funkcija `replace` ir definēta transformāciju valodā ar trim argumentiem, un darba gaitā tā jebkurā pseido-tokenu virknē aizvieto

elementus, kas sakrīt ar otro argumentu, ar trešo funkcijas argumentu. Pieņemsim, ka mums ir nepieciešams aizvietot visas funkcijas `sum` izsaukšanas reizes ar tās argumentu summu. Funkcija `sum` ir iespējams padot patvaļīgu argumentu skaitu, kas ir lielāks par vienu. Šādā gadījumā makro, kas parādīts attēlā 3.4., izpildīs nepieciešamu darbību.

```
match [{expr}] v = {id:sum} {(} {expr} {,} {expr} ( {,} {expr} ) * {)}
    → [{expr}] replace(v, {,}, {+})
```

3.4. att. **Makro piemērs #2**

3.3. Transformācijas sistēmas apakšsistēmas

Šī nodaļa parāda sistēmas sadalīšanu uz trim neatkarīgam daļām. Pirmā no tām ir sakrišanu meklēšanas daļa. Tā tokenu virknē atrod makro šablonu satikšanas reizes. Otrā ir atrasto virkņu apstrādes daļa. Tā pārveido sakrišanas mehānisma atrasto tokenu virkni atbilstoši tam, kas norādīts makro labajā daļā. Trešā ir tipu pārbaudīšanas sistēma, kas statiski pārbauda, vai uzrakstītais makro var būt derīgs valodas gramatikas ietvaros. Šīs sadalījums ir tikai konceptuāls, kas ir izveidots ērtības dēļ, lai varētu apskatīt sistēmu ka atsevišķu apakšsistēmu kombināciju.

Šablonu sakrišanu meklēšanas sistēma ir īsumā aprakstīta apakšnodaļā 3.3.1.. Sīkāk šīs apakšsistēmas īpašības un tās prototipa realizācija ir aprakstīta nodaļā 4..

Ir nepieciešams izveidot mehānismu, kas ļaus transformēt makro kreisās puses akceptētu pseido-tokenu virkni, izveidojot virkni, kas to aizvietos. Lai to izdarītu ir nepieciešama kaut kāds papildus rīks, par kuru ies runa apakšnodaļā 3.3.2..

Ir plānots, ka transformāciju sistēma varēs atpazīt nepareizi sastādītus makro šablonus lietojot tipu kontroli. Šīs pieejas bāzes principi ir aprakstīti apakšnodaļā 3.3.3.. Jāņem vērā tas, ka lai šī sistēma varētu tikt pielietota, izvēlētai transformāciju valodai jāpiemīt tipu secināšanas (*type inference*) īpašībai.

3.3.1. Sakrišanu meklēšana

Šablonu apstrādei ir nepieciešama kāds sakrišanu meklēšanas mehānisms. Tā kā šabloniem tika izvēlēts lietot regulāro izteiksmju elementus, parastā virkņu saildzināšana nedos vēlamo rezultātu. Tāpēc tika izvēlēts veidot apakšsistēmu, kas varēs apstrādāt un saglabāt ielasītās regulārās izteiksmes un veikt ieejas virknes apstrādi, meklējot sakrišanas.

Galvenais princips uz kura jābāzējas šīs apakšsistēmas izstrādē minimāls apstrādes laiku. Tātad apakšsistēmas koncepcija tika izveidota tā, lai jebkurā laika momentā šablonu sakrišanu meklēšanai būtu nepieciešams lineārs laiks un tikai viena daļiņu virknes apstaigāšana. Šāda pieeja ir izvēlēta ar iedomu, ka makro pievienošana tiks izpildīta tikai vienreiz, un to daudzums būs samērā neliels, bet sakrišanu meklēšana tiks pildīta katrā produkcijā, un, sliktākajā gadījumā, katrai daļiņai no ieejas plūsmas.

Darba ietvaros šī apakšsistēma tika prototipēta

Ielasītā regulārā izteiksme tiek pārsēta un pārveidota nedeterminēta galīgā automātā. Tad šablona nedeterminēts galīgs automāts tiek determinēts un minimizēts. Tātad katrai regulārai izteiksmei tiek izveidots minimāls determinēts automāts, kurš ir optimizēts gan pēc apstaigāšanas laika, gan pēc aizņemtās vietas.

Tālāk, lai nodrošinātu visu šablonu pārbaudi vienlaikus un minimizēt meklēšanas laiku, ir nepieciešams apvienot izveidotos automātus. To var izdarīt dažos veidos. Vienkāršākais no tiek būtu glabāt visus galīgos automātus sarakstā. Pieņemsim, ka ir n šabloni, kurus vajag pārbaudīt. Tad automātu saraksts reprezentē nedeterminētu galīgu automātu ar n ε-zariem no sākuma stāvokļa, katrs no kuriem ved pie sākuma stāvokļa vienam no jau izveidotiem determinētiem automātiem.

Cits veids, kā to varētu izpildīt, ir apvienot visus izveidotos šablonu automātus vienā determinētā galīgā automātā. Tieši šīs veids tika izvēlēts šī darba ietvaros lai pēc iespējas samazinātu laiku sakrišanu meklēšanai. Kaut arī automātu apvienošana šādā veidā ir laikietilpīga, tā samazina laika kārtu sakritību meklēšanai.

Sīkāk šīs apakšsistēmas prototipa īpašības un lietotie algoritmi ir izklāsti nodaļā 4..

3.3.2. Daļiņu virkņu apstrāde

Gadījumā, ja šablonu sistēma nesaturētu regulāro izteiksmju sintaksi (it īpaši $*$), būtu iespējams transformēt tokenu virknes ar pašu makro palīdzību. Atrastās tokenu virknes vienmēr būtu ar vienādu un determinētu garumu un saturu. Bet tā kā šabloni ļauj meklēt sakrišanas ar elementu sarakstiem, ir nepieciešams veids, kā apstrādāt jaunizveidotus un, iespējams, tukšus sarakstus.

Tātad lai varētu izpildīt atrastās tokenu virknes apstrādi un modificēšanu ir nepieciešams kaut kāds papildus rīks. Šīs rīks varētu būt kaut kāda programmēšanas valoda. Izplatītākās programmēšanas valodu paradigmas mūsdienās ir imperatīvā vai funkcionālā paradigma. Katru no tiem varētu lietot atrasto virkņu apstrādei.

Šīm uzdevumam varētu lietot kādu no imperatīvam programmēšanas valodām, piemēram C, vienkārši izveidojot saskarni ar tās valodas kompilatoru. Bet vairākumam šādu valodu nav statiskas tipu secināšanas iespējas. Statiska tipu secināšana C valodas gadījumā ir neiespējama rādītāju mainīgo dēļ, kuru tipus nevar izrēķināt parsēšanas laikā. Lai varētu ieviest statiskās tipu izsecināšanas iespējas, vajadzēs ierobežot valodas iespējas, tātad modificēt eksistējošo kompilatoru vai kaut kā citādāk ierobežot pieejamo konstrukciju kopu.

Uzdevumam arī varētu lietot kādu no jau eksistējošām funkcionālām valodām ar tipu secināšanas īpašību. Tad nebūs nepieciešamības veidot savu valodu pilnīgi no jauna. Bet tas nozīmēs, ka būs rūpīgi jāizpēta izvēlētās valodas sintaksi, kas var būt pārāk grūti.

Varētu lietot arī vienu no jau eksistējošām funkcionālām valodām ar tipu secināšanas īpašību, kas piemīt vairākumam funkcionālo valodu. Vēl viena ērtā funkcionālo valodu īpašība ir tas, ka tās funkcijām nepiemīt blakusefekti, tātad to izpilde nevarēs samainīt eksistējošos datus. Valoda, kuras funkcijām ir blakusefekti, varētu sabojāta parsētāja darbu.

Šīs sistēmas implementācijā tika izvēlēts izveidot minimalistisku funkcionālu valodu, ku-

ra būs statiski tipizējama. Tātad visiem šīs valodas mainīgajiem varēs izsecināt piederību pie tipa un pie kaut kāda virstipa, kas tiks lietots lai nodrošināt transformāciju korektumu. Funkcionālā pieeja nodrošina arī to, ka apstrādes funkcijām nepiemīt blakusefekti, kas varētu samainīt eksistējošos datus. Valodas mērķis ir ļaut izveidot atrasto tokenu permutācijas ar kādiem papildinājumiem nepieciešamības gadījumā.

Galvenais šīs valodas pielietojums ir dot iespēju apstaigāt pseido-tokenu virkni, kura tika atzīta par sakrītošu ar atbilstošu šablonu. Lai to darīt, tā dos iespēju lietot rekursiju un dažas iebūvētās funkcijas - saraksta pirmā elementa funkciju `head`, saraksta astes funkciju `tail` un objektu pāra izveidošanas funkciju `cons`. Funkcija `cons` funkcionālo valodu kontekstā strādā kā saraksta izveidošanas funkcija, jo saraksts `list(1, 2, 3)` tiek reprezentēta ka `cons(1, cons(2, cons(3, nil)))`, kur `nil` ir speciāls tukšs objekts. Valoda saturēs arī `if` konstrukciju, kas ļaus pārbaudīt dažādus nosacījumus.

Lai būtu iespēja apstādināt rekursiju, šī valoda arī ļaus izpildīt aritmētiskās operācijas ar veseliem skaitļiem. Tas dos iespēju izveidot skaitītājus un izveidot rekursijas izejas nosacījumus.

Tiek plānots, ka šī valoda arī ļaus izpildīt daļēju novērtējumu izteiksmēm, tur kur būs nepieciešams. Tas nozīmē, ka valodai jāsatur saskarne, kas ļaus piekļūt pie tokena vērtības. Šim mērķim ir domāta funkcija `value`, kas ir pielietojama pseido-tokeniem ar skaitlisku vērtību, piemēram, lai dabūt skaitli `5` no pseido-tokena `{int:5}`. Valoda arī ļaus izveidot jaunus tokenus ar izrēķinātu vērtību.

Funkcija `type`, savukārt, ļaus pārbaudīt tokenu tipu, kas var būt nepieciešams transformācijas procesā, piemēram, lai atpazīt kādu operatoru.

Lai būtu iespēja apstādināt rekursiju, šī valoda arī ļaus izpildīt aritmētiskās operācijas ar veseliem skaitļiem. Tas dos iespēju izveidot skaitītājus un izveidot rekursijas izejas nosacījumus.

3.3.3. Tipu sistēma

FIXME: *идея строится вокруг того, что вот такое вот наблюдение*

Kā bija redzams attēlā 3.1., katrā makro pusē ir atrodams produkcijas nosaukums, `[prod1]` un `[prod2]`. Tas tiek darīts tādēļ, lai kontrolētu, kad dotais makro ir pārbaudīts, un kāda tipa izejas virkni tas radīs. Abas šīs atzīmes ir rādītas tipu kontroles sistēmas dēļ.

Katrs atsevišķs makro strādā konkrētas gramatikas produkcijas ietvaros, `[prod1]` dotā makro gadījumā. Tas nodrošinās to, ka katrs no makro tiks izpildīts pareizajā vietā un visas konstrukcijas tiks apstrādātas.

Otrais tips, `[prod2]`, atzīmē to, ka pēc transformācijas procesa beigām mums jāsaņem tieši šādai produkcijai korektu izteiksmi. Tātad ir jāparbauda tas, ka funkcijas `f(v)` rezultāts attiecībā uz atrasto tokenu virkni, ir atļauta ieejas virkne priekš produkcijas `prod2`.

Lai to paveikt ir nepieciešams izveidot pseido-tokenu regulāro izteiksmi produkcijai `prod2`. Tālāk ir nepieciešams izsecināt funkcijas `f` no virknes `v` rezultāta tipu.

FIXME: *v нужно обязательно из грамматического правила построить регулярное выражение (возможно более общее) и проверить подтип ли. Можно по-другому*

- *вывести из регулярки грамматику, и проверить является ли грамматика подграмматикой*

Šajā darbā netiks apskatīts jautājums, kādā veidā tiks izveidota regulārā izteiksme priekš katras gramatikas produkcijas. To varētu izveidot programmētājs, vai, varbūt tā varētu tikt izveidota automātiski. Ir svarīgi pieminēt, ka pāreja no gramatikas likuma uz regulāro izteiksmi noved pie kādas informācijas zaudēšanas. Piemēram, nav iespējams uzkonstruēt precīzu regulāro izteiksmi valodai:

```
A :=  aAb | ab
```

Tomēr ir iespējams izveidot regulāro izteiksmi kas iekļaus sevī gramatikas aprakstīto valodu, piemēram, `a+b+`. Makro lietotā transformācijas shēma tiks atzīta par pareizo, ja ir iespējams pierādīt, ka produkciju aprakstošā regulārā izteiksme atpazīst arī valodu, ko veido `f(v)`.

Ir viegli pamanīt, ka regulārās izteiksmes izveido dabisku tipu hierarhiju. Valoda, kura var tikt atpazīta ar regulāro izteiksmi r_1, var tikt iekļauta citas regulārās izteiksmes r_2 atpazītās valodā apakškopas veidā. Piemēram, regulārās izteiksmes `a+` valoda ir atpazīstama arī ar regulāro izteiksmi `a*`, bet `a*` atpazīst vēl papildus tukšu simbolu virkni. Šādai tipu hierarhijai uz regulārām izteiksmēm eksistē arī super-tips, ko uzdod regulārā izteiksme `.*` - $\top$. Ir acīmredzami, ka $\forall t_i \in R, t_i \sqsubseteq \top$, kur R ir visu regulāro izteiksmju kopa.

Ir svarīgi izveidot procedūru, kas ļaus izsecināt, vai $r_1 \sqsubseteq r_2$. Ir zināms, ka ir iespējams katrai regulārai izteiksmei uzbūvēt minimālu akceptējošu galīgu determinētu automātu[1]. Šīs automāts atpazīs precīzi to pašu valodu, ko atpazīst regulārā izteiksme. Tas nozīmē, ka no $r_1 \sqsubseteq r_2 \Rightarrow sekomin(det(r_1)) \sqsubseteq min(det(r_2))$. Diviem minimāliem automātiem A_1 un A_2, $A_1 \sqsubseteq A_2$ nozīmē, ka eksistē kaut kāds attēlojums Ψ no A_1 stāvokļiem uz A_2 stāvokļiem, tāds, ka:

$$Start(A_1) \rightarrow Start(A_2) \in \Psi$$

$$\forall s \in States(A_1) \forall e \in Edges(s), \Psi(Transition(s, e)) = Transition(\Psi(s), e)$$

Šeit $States(x)$ apzīmē automāta x stāvokļu kopu, $Edges(s)$ apzīmē pseido-tokenu kopu, kas atzīmē no stāvoļa s izejošās šķautnes. $Transition(s, t)$, savukārt, apzīmē stāvokli, kas ir sasniedzams no s pārejot pa šķautni, kas atzīmēta ar pseido-tokenu t.

Otra svarīga īpašība, kas tiks lietota šajā tipu pārbaudīšanas sistēmā ir tas, ka transformāciju valoda ir statiski tipizējama un tā satur ļoti ierobežotu iebūvēto funkciju skaitu. Katrai no šīm iebūvētām funkcijām ir iespējams izveidot to aprakstošo regulāro izteiksmi. Piemēram, regulārā izteiksme funkcijai $head(x)$ var tikt izveidota ka visu to šķautņu kopa, kas iziet no x aprakstošā automāta sākuma stāvokļa. Kad šablona apstrāde tiek sākta, var arī izsecināt iespējamo virknes garumu intervālu un izvadīt brīdinājumus gadījumā, ja ir iespējama funkcijas $head(x)$ izsaukšana no tukšā saraksta.

[1] Sk. nodaļu 4.4..

FIXME: *Все остальные действия выражаются при помощи тейла хеда и конса и рекурсии, для каждой операции можно вывести тип. Подробности находятся в стадии рисёрча.*

Šī nodaļa tikai vispārīgi apraksta tipu secināšanas sistēmas ideju. Uz doto brīdi tā atrodas izstrādes stadijā, bet var redzēt ka tās izveide ir pamatota. Sīkāka informācija par tipu sistēmu ir saņemama pie Eq kompilatora izstrādes komandas.

4. Prototipa realizācija

Šī darba ietvaros tika izstrādāts prototips sakrišanu meklēšanas sistēmai. Šī nodaļa apraksta prototipa īpašības, kā arī pieejas un algoritmus, kas tika lietoti tā realizācijā. Prototips tika rakstīts Python valodā, un ir viegli palaižams un atkļūdojams uz jebkura datora ar pieejamu 2.7. Python versiju.

Prototips tika izstrādāts ar iedomu pēc iespējas samazināt sakrišanu meklēšanas laiku, jo transformācijas sistēmas izsaukumi notiks katras produkcijas apstrādē.

Izstrādātais prototips nenodarbojas ar daļiņu virkņu transformācijām, jo tā nav sakrišanu meklēšanas mehānisma uzdevums. Tālākajā sistēmas izstrādes gaitā notiks integrācija ar transformāciju sistēmu vai arī abu mehānismu sapludināšana vienā.

4.1. Atļautā makro sintakse

Kā jau bija pateikts, makro pieejamā regulāro izteiksmju sintakse ir minimāla. Tā atļauj lietot $*$ lai identificēt daļiņu virknes un | lai izvēlēties starp dažiem daļiņu tipiem.

Prototips arī ļauj veidot regulārās izteiksmes ar specificētu daļiņu vai pseido-daļiņu vērtībām. Piemēram, regulārā izteiksme `{id:foo}` sagaidīs tieši identifikatoru `foo`, bet izteiksme `{id}` sagaidīs jebkuru identifikatoru. Tas ievieš dažādas problēmas, kas tiks aprakstītas zemāk, bet dod lielāku brīvību šablonu sistēmas lietotājam.

Iespējamās sintakses piemērs: `{id:aaa} {(} {real} ({,} {int})* {)}`. Šāda izteiksme sagaidīs funkciju ar nosaukumu `aaa`, vismaz vienu `real` tipa parametru un ne vienu vai vairākus `int` tipa parametrus. Izteiksme `{id} {(} ( {real} int ) )|` sagaidīs jebkādu funkciju ar vienu parametru, kas var būt vai nu `int` tipa, vai nu `real`.

4.2. Vispārīgā pieeja

Prototips imitē darbu reālajā vidē, saņemot daļiņas no ieejas plūsmas pa vienam no atsevišķas saskarnes. Daļiņu plūsmas saskarne imitē parsētāja saskarni. Kamēr prototips nav saņēmis nevienu regulāro izteiksmi, tas ignorē daļiņu plūsmas apstrādes izsaukumus. Tiklīdz prototipam atnāk izsaukums apstrādāt daļiņu regulāro izteiksmi, tas uzsāk regulārās izteiksmes parsēšanu. Parsēšanas procesā tiek izveidots galīgs automāts, kas akceptē regulārās izteiksmes uzdotās virknes. Katra jauna regulāra izteiksme izveido jaunu automātu.

Tad, kad atnāk daļiņu apstrādes pieprasījums, sistēma izpilda pārejas starp automātu stāvokļiem, meklējot sakrišanas, un atceras daļiņas, kuras jau ir nolasījusi. Sistēma atrod garāko virkni, kas atbilst kādam no šabloniem un tad atgriež tās identifikatoru un nolasīto daļiņu virkni, lai turpmāk transformēšanas mehānisms varētu pārstrādāt to jaunajā virknē.

Pieņemot, ka transformēšanas sistēma ir izstrādāta, tālākā darba gaita būs sekojoša. Transformēšanas sistēma aizstāv ielasīto virkni ar citu, kas ir konstruēta pēc akceptētā makro šablona noteikumiem. Tad sakrišanas meklēšanas sistēmas darbs tiek uzsākts no jauna no aizvietotās virknes sākuma.

Sistēma turpina darbu aprakstītā gaitā līdz ko neviens no šabloniem vairs netiek akceptēts. Pēc sistēmas apstāšanās tiek iegūta jauna daļiņu virkne, kas tika apstrādāta attiecīgi kodā ierakstītiem makro, ja tika atrastas sakrišanas. Kad sistēma tiks integrēta ar reālu kompilatoru, tā strādās paralēli ar parsētāju un tālāk sistēmas izejas daļiņu virkne tiks apstrādāta ar standartiem valodas likumiem.

4.3. Makro konfliktu risināšana

Makro šablonu konflikti var rasties tad, kad daži makro var tikt akceptēti vienlaikus. Tas var notikt gadījumos, ja divas regulārs izteiksmes akceptē līdzīgas virknes. Zemāk tiks aprakstīts, kā tika izvēlēts risināt dažādas konfliktu situācijas.

Apskatot 2 makro raksturīgos parametrus - prioritātes pa tvērumiem un sakrītošo virkņu garumus, var rasties 4 konfliktu varianti. No tiem tiks apskatīti 3 konfliktu veidi, jo garumu konflikts tiks risināts vienādi gan makro no diviem tvērumiem, gan makro vienā tvērumā.. Pirmais var rasties gadījumā, kad divas izteiksmes atpazīst vienu un to pašu virkni vienā tvērumā. Otrais var rasties gadījumā, kad jaunajā tvērumā parādās šablons, kas atpazīst vienu un to pašu virkni ka jau eksistējošs šablons no vispārīgāka tvēruma. Trešais var rasties tad, kad divas izteiksmes akceptē virknes ar dažādiem garumiem.

4.3.1. Divu makro konflikts vienā tvērumā.

Gadījumā, ja viena tvēruma ietvaros eksistē divi šabloni, kas dod sakritību ar vienādu garumu, tad tiek ņemtas vērā prioritātes. Tā izteiksme, kas tika ielasīta agrāk būs ar lielāku prioritāti nekā tā, kas ir ielasīta vēlāk. Tātad ja secīgi tiks ielasītas divas izteiksmes `{id} {() {)}` un `{id} {() ( {real} * ) {)}`, tad ielasot virkni `{id:foo} {() {)}` tiks akceptēta pirmā izteiksme. Gadījumā, ja izteiksmes tiks ielasītas pretējā secībā, pirmā izteiksme nekad netiks atpazīta, jo otrā izteiksme pārklāj visas pirmās izteiksmes korektās ieejas.

4.3.2. Divu makro konflikts dažādos tvērumos.

Tvēruma iekšienē strādā tādi paši likumi par izteiksmju prioritātēm - izteiksme, kas bija agrāk ir ar lielāku prioritāti. Bet makro, kas ir specifiski tvērumam ir ar lielāku prioritāti nekā vispārīgāki makro. Tātad, ja pirmajā tvērumā tiks ieviestas makro ar identifikatoriem `1` un `2`, bet otrajā tvērumā tiks ieviestas makro ar identifikatoriem `3` un `4`, to prioritāšu rinda izskatīsies sekojoši: `3, 4, 1, 2`. Pirmie makro ir ar lielāku prioritāti, nekā tie, kas atnāca vēlāk, bet vēlāka tvēruma makro ir ar lielāku prioritāti neka tie, kas atrodami agrākā tvērumā.

4.3.3. Dažādu virkņu garumu konflikts

Prototips strādā pēc mantkārīga (*greedy*) principa - tas akceptē visgarāko iespējamo šablona sakritību. Tātad, ja eksistē divi šabloni `{int} {,}` un `({int} {,}) *`, tad daļiņu virkne `{int:4} {,} {int:6} {,}` tiks akceptēta ar otru šablonu, neskatoties uz to, ka augstākās prioritātes šablona sakritība tika konstatēta agrāk.

4.4. Lietotie algoritmi

Šī apakšnodaļa apraksta algoritmus, kas tika lietoti prototipa realizācijā. Kā jau bija teikts, meklēšanas laika optimizācijai tika izvēlēta pieeja, kur visi regulāro izteiksmju automāti tiek sapludināti kopā.

Visu automātu pārejas pa zariem notiek nevis pa kādu simbolu, bet gan pa attiecīgu daļiņu. Regulāro izteiksmju apstrādes gaitā daļiņas `{id:foo}` un `{id}` tiek uzskatīti par dažādiem, kaut arī `{id:foo}` ir apakšgadījums daļiņai `{id}`. Šīs fakts tiek iegaumēts tikai sakrišanu meklēšanas gaitā.

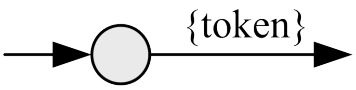
Algoritmi, kas tika lietoti prototipa implementācijā tika ņemti no dažādiem literatūras avotiem, kas ir norādīti apakšnodaļās, un adaptēti lietošanai aprakstāmos nolūkos.

4.4.1. Regulāro izteiksmju pārveidošana NGA

Regulāro izteiksmju translēšana uz nedeterminētu galīgu automātu ir diezgan vienkārša[1]. Lai to paveikt ir nepieciešams pārveidot galvenos regulārās izteiksmes kontroles elementus un automāta gabaliem. Tā kā uz doto brīdi prototips atbalsta tikai ierobežotu regulāro izteiksmju sintaksi, to ir vienkārši izdarīt.

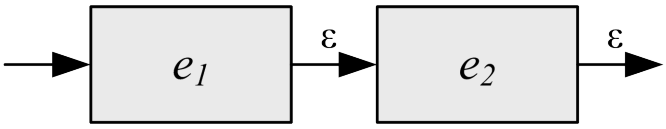
Nedeterminēts galīgs automāts (NGA) veselai regulārai izteiksmei ir izveidots to daļējiem automātiem katrai regulārās izteiksmes daļai. Katram operatoram tiek piekārtota attiecīga konstrukcija. Daļējiem automātiem nav akceptējošu stāvokļu, tiem ir pārejas uz nekurieni, kuras vēlāk tiks lietotas lai savienotu automāta daļas. Pilnīga automāta būvēšanas process beigsies ar akceptējošā stāvokļa pievienošanu palikušajām pārejām. Zemāk tiek parādīti automāti katrai no regulārās izteiksmes iespējamām sastāvdaļām.

Attēlā 4.5. ir parādīts NGA vienai daļiņai $token$.



4.5. att. **Automāts vienai daļiņai**

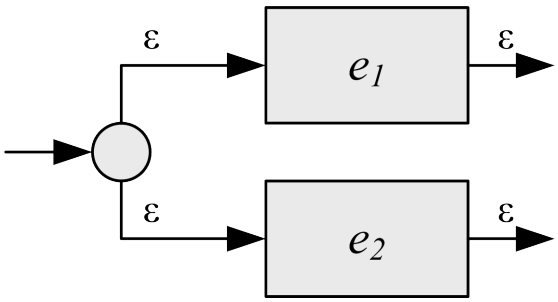
Attēlā 4.6. ir parādīts NGA divu automātu konkatenācijai $e_1 e_2$.



4.6. att. **Automāts divu automātu konkatenācijai**

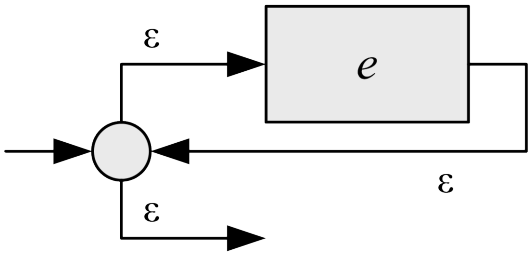
Attēlā 4.7. ir parādīts NGA izvēlei starp diviem automātiem $e_1|e_2$.

[1] Pieradījumu tam, ka katra regulāro izteiksmju definēta valoda ir atpazīstama ar galīgiem automātiem sk. [**?**]



4.7. att. **Automāts izvēlei starp diviem automātiem**

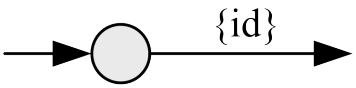
Attēlā 4.8. ir parādīts NGA priekš konstrukcijas e_1*.



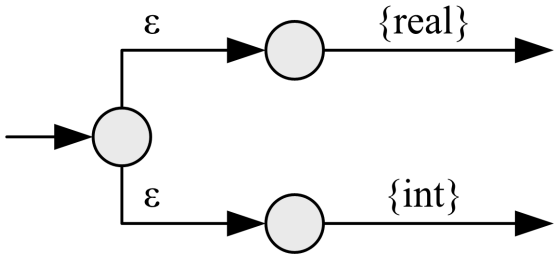
4.8. att. **Automāts automātu virknei**

Tālāk šie automāti tiek apvienoti vienā, un beigās tiek pievienots akceptējošais stāvoklis.

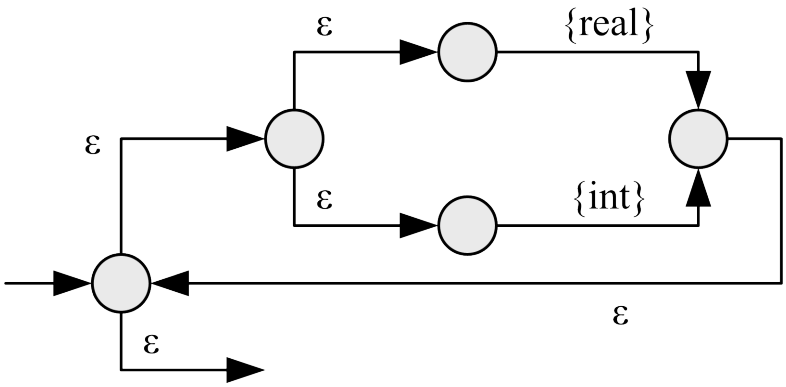
Apskatīsim piemēru - izteiksmi `{id} ({real} | {int}) *`. Sākumā tiek izveidoti NGA izteiksmes daļām. Attēls 4.9. parāda NGA priekš `{id}`. Attēls 4.10. parāda NGA priekš daļas `{real} | {int}`. Attēls 4.11. parāda NGA priekš `({real} | {int}) *`.



4.9. att. **Automāts daļiņai `{id}`**

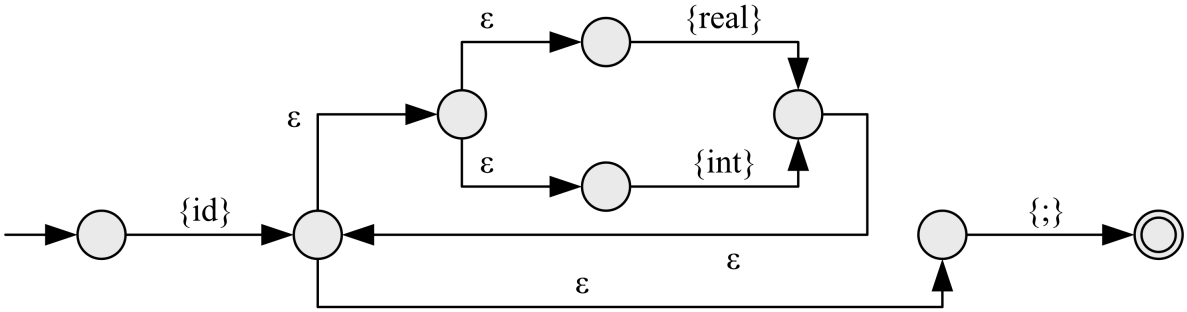


4.10. att. **Automāts izteiksmei `{real} | {int}`**



4.11. att. **Automāts izteiksmei `({real} | {int}) *`**

Tad izveidotie automāti var tikt savienoti un beigās tiem tiek pievienots akceptējošais stāvoklis (attēls 4.12.).



4.12. att. **Automāts izteiksmei `{id} ({real} | {int}) * {;}`**

Tā tiek izveidots nedeterminēts automāts katrai regulārai izteiksmei. [8], [2]

4.4.2. NGA determinizēšana

Kaut arī daudzām valodām ir vienkāršāk uzbūvēt nedeterminētu galīgu automātu (piemēram, pašām regulārām izteiksmēm tas ir loģiskāk), ir patiess tas, ka katra valoda var tikt aprakstīta gan ar nedeterminētu, gan ar determinētu galīgu automātu. Turklāt, dzīvē sastopamās situācijās DGA parasti satur tik pat daudz stāvokļu, cik ir NGA. Sliktākajā gadījumā, tomēr var gadīties, ka mazākais iespējamais DGA saturēs m^n stāvokļu (m - ieejas alfabēta elementu skaits), kamēr mazākais NGA saturēs n stāvokļus[1].

Izrādās, ka patiesībā katram NGA eksistē ekvivalents DGA, ko var uzbūvēt ar apakškopu sastādīšanas algoritmu[2]. Vadošā doma šī algoritmā ir tas, ka katrs determinētā galīgā automāta (DGA) stāvoklis ir kādu NGA stāvokļu kopa. Pēc ieejas virknes $a_1, a_2, ..., a_n$ ielasīšanas DGA atrodas stāvoklī, kas atbilst NGA stāvokļu kopai, kuru var sasniegt apstaigājot virkni $a_1, a_2, ..., a_n$.

Algoritms ir paņemts no [2].

[1] Pieņemsim, ka automāta valoda sastāv no diviem simboliem - 0, 1. Sliktākais gadījums, kad DGA tiešām saturēs 2^n stāvokļus attiecībā pret n NGA stāvokļiem, var rasties tad, kad, piemēram, automāta valodā n-tais simbols no virknes beigām ir 1. Tad DGA būs jāprot atcerēties pēdējos n simbolus. Tā kā ir divi ieejas alfabēta simboli, automātam ir jāatceras visas to dažādas 2^n kombinācijas.

[2] Pierādījumu tam, ka uzbūvētais DGA tik tiešām akceptē to pašu valodu, ko NGA, sk. [11], teorēma 2.11.

Algoritms 1: NGA transformēšana uz DGA

Ieeja: NGA N.

Izeja: DGA D, kas ir ekvivalents N.

Algoritms: Sākumā algoritms konstruē pāreju tabulu priekš D. Katrs D stāvoklis ir N stāvokļu kopa, tātad tabula tiek konstruēta tā, lai D simulētu vienlaikus visas pārejas, ko var izpildīt N, saņemot kādu ieejas virkni. Lai automāts kļūtu determinēts, ir nepieciešams atbrīvoties no iespējas atrasties dažos stāvokļos vienlaikus. Tātad vajag atbrīvoties no ε-pārejām, un no daudzkārtīgām pārejām no viena stāvokļa pa vienu ieejas simbolu.

Tabulā 4.1. var redzēt divas funkcijas, kas ir nepieciešamas NGA apstrādes izpildei. Šīs funkcijas no NGA stāvokļiem un pārejām veido jaunas stāvokļu kopas, kuras veidos DGA stāvokļus.

4.1. tabula
NGA apstaigāšanas funkcijas

Funkcija	Apraksts
$\varepsilon - closure(T)$	NGA stāvokļu kopa, kas ir sasniedzama lietojot tikai ε-pārejas no visiem stāvokļiem no kopas T.
$move(T, a)$	NGA stāvokļu kopa, kas ir sasniedzama lietojot pārejas pa simbolu a no visiem stāvokļiem no kopas T.

Ir nepieciešams apstrādāt visas tādas N stāvokļu kopas, kuras ir sasniedzamas, N saņemot kaut kādu ieejas virkni. Indukcijas bāzes pieņēmums ir tas, ka pirms darbības uzsākšanas N var atrasties jebkurā no stāvokļiem, kurus var sasniegt pārejot pa ε bultiņām no N sākuma stāvokļa. Ja s_0 ir N sākuma stāvoklis, D sākuma stāvoklis būs $\varepsilon - closure(set(s_0))$. Indukcijai pieņemam, ka N var atrasties T stāvokļu kopā pēc virknes x ielasīšanas. Tad, ja N ielasīs nākamo simbolu a, tad N var pārvietoties jebkura no stāvokļiem $move(T, a)$. Taču pēc a ielasīšanas var notikt vēl dažas ε-pārejas, tāpēc pēc virknes xa ielasīšanas N var atrasties jebkurā no stāvokļiem $\varepsilon - closure(move(T, a))$. Attēls 4.13. parāda pseido-kodu algoritmam, kā šādā veidā var tikt uzkonstruēti visi DGA stāvokļi un tā pāreju tabula.

Automāta D sākuma stāvoklis ir $\varepsilon - closure(set(s_0))$, bet D akceptējošie stāvokļi ir visas tās NGA stāvokļu kopas, kas satur vismaz vienu akceptējošu stāvokli. $Dstates$ ir jauna automāta D stāvokļu saraksts un $Dtran$ ir stāvokļu pāreju tabula.

initially, $\varepsilon - closure(set(s_0))$ is the only state in $Dstates$, and is unmarked
while there is an unmarked state S in $Dstates$ **do**
    mark S
    for each available path t from S **do**
        $U = \varepsilon - closure(move(S, a))$
        if U is not in $Dstates$ **then**
            add U as an unmarked state to $Dstates$
        end if
        $Dtran[S, a] = U$;
    end for
end while

4.13. att. **Automāta determinēšanas algoritms**

Sarežģītība: Sarežģītības novērtējums šīm algoritmam ir diezgan nepatīkams. Sliktākajā gadījumā tas būs $O(m^{n+1})$, kur n ir NGA stāvokļu daudzums un m ir ieejas alfabēta simbolu skaits. Algoritms var uzģenerēt līdz m^n DGA stāvokļiem, katram no kuram ir m pārejas. Taču parasti tas tā nenotiek un DGA stāvokļu skaits ir līdzīgs NGA stāvokļu skaitam, un algoritma sarežģītība ir $O(n * m)$. [2, 11]

4.4.3. DGA minimizēšana

Izveidotais determinēts galīgs automāts var būt neoptimāls pēc stāvokļu skaita. Bet no šī skaitļa ir atkarīgs tālāko soļu izpildes ātrums. Tātad ir nepieciešams izveidot automātu, kas atpazīs to pašu valodu un saturēs minimālu iespējamu stāvokļi skaitu.

Var pierādīt, ka katram automātam eksistē ekvivalents minimāls automāts[1]. Vēl vairāk, ja eksistē 2 dažādi automāti ar vienādu stāvokļu daudzumu, kas atpazīst vienu un to pašu valodu, tad tie ir vienādi līdz stāvokļu nosaukumiem[2].

Tālāk teiksim, ka virkne x atšķir stāvokļu s no stāvokļa t tad, kad tikai viens stāvoklis, ko var sasniegt no t un s pa x ir akceptējošs. Tātad divi stāvokļi ir atšķirami tad, kad eksistē tāda virkne, kas viņus atšķir. Jebkurš akceptējošs stāvoklis ir atšķirams no jebkura neakceptējoša stāvokļa ar tukšu virkni (stāvoklis nevar būt akceptējošs un neakceptējošs vienlaikus). Divi neatšķirami stāvokļi ir ekvivalenti[3].

Algoritms ir paņemts no [2].

Algoritms 2: DGA minimizēšana

Ieeja: DGA D.

Izeja: Jauns DGA D', kas ir minimāls un ekvivalents D.

[1] Šī fakta pierādījumu sk. [3]

[2] Tā kā stāvokļu nosaukumi neietekmē automāta darbību, divi automāti tiek saukti par vienādiem līdz pat stāvokļu nosaukumiem, ja viens no tiem var tikt pārveidots otrajā vienkārši pārsaucot to stāvokļus.

[3] [11] nodaļa 4.4

Algoritms: Minimizēšanas algoritma vadošā doma ir sadalīt automātu neatšķiramos stāvokļu grupās. Tas izveido ekvivalentu stāvokļu grupas, kas tālāk var tikt apvienotas vienā, izveidojot minimāla automāta stāvokļus.

Minimizēšanas gaitā automāta stāvokļi tiek sadalīti grupās, ko uz doto brīdi algoritms nevar atšķirt. Jebkuri divi stāvokļi no dažādām grupām ir atšķirami. Katrā nākamajā algoritma iterācijā eksistējošās grupas tiek sadalītas mazākajās grupās, gadījumā, ja kādā grupā parādās atšķirami stāvokļi. Algoritms apstājas līdz ko neviena grupa nevar tikt sadalīta sīkāk.

Pirms algoritms uzsāk darbu, stāvokļi tiek sadalīti divās grupās - akceptējošie stāvokļi un neakceptējošie stāvokļi. Šo grupu stāvokļi ir atšķirami ar tukšu virkni. Tālāk tiek pa vienai apstrādātas grupas no pašreizējā sadalījums. Katrai grupai tiek pārbaudīts, vai tās stāvokļi var tikt atšķirti ar kādu ieejas simbolu - vai kāds no ieejas simboliem noved uz divām vai vairākām dažādam stāvokļu grupām. Ja tādi simboli eksistē, tiek izveidotas jaunas grupas, tādas, ka divi stāvokļi atrodas vienā grupā tad un tikai tad, ja tie aiziet uz vienādām grupām pa vienādiem simboliem. Process ir atkārtots visām pašreizējā sadalījuma grupām, tad atkal jaunam sadalījumam, kamēr neviena no grupām vairs nevar tikt sadalīta.

Attēls 4.14. parāda minimizēšanas algoritmu pseido-kodā.

initially, partitioning Π contains two groups, F and $S - F$, the accepting and nonaccepting states of D, Π_{new} is empty
while Π_{new} is not equal to Π **do**
    $\Pi_{new} = \Pi$
    for each group G of Π **do**
        partition G into subgroups such that two states s and t are in the same subgroup if and only if for all input symbols a, states s and t have transitions on a to states in the same group of Π
        replace G in Π_{new} by the set of all subgroups formed
    end for
end while
$\Pi_{final} = \Pi$

4.14. att. **Automāta minimizēšanas algoritms**

Tālāk paliek apstrādāt jaunizveidotās stāvokļu grupas izveidojot jaunu determinētu automātu. Lai to izdarītu, no katras sadalījuma Π_{final} grupas tiek izvēlēts grupas pārstāvis. Grupu pārstāvji izveidos jaunus stāvokļus automātam D'. Pārējās komponentes minimālam automātam D' tiks izveidotas sekojoši:

1. Automāta D' sākuma stāvoklis ir pārstāvis tai grupai, kura satur automāta D sākuma stāvokli.

2. Automāta D' akceptējošie stāvokļi ir pārstāvji tām grupām, kuras satur automāta D akceptējošos stāvokļus. Katra no grupām satur vai nu tikai akceptējošus, vai nu tikai neakceptējošus stāvokļus, jo algoritma darba gaitā jaunās grupas tika izveidotas tikai sadalot jau eksistējošas grupas, bet sākuma sadalījums atdalīja šīs stāvokļu klases.

3. Pieņemsim, ka s ir kādas Π_{final} grupas G pārstāvis, un automāts D no stāvokļa s pa ieejas simbolu a pāriet uz stāvokli t. Pieņemsim, ka r ir grupas H pārstāvis, H satur t. Tad automātā D' ir pāreja no stāvokļa s uz stāvokli r pa ieejas simbolu a.

Sarežģītība: Šī algoritma sarežģītība sliktākajā gadījumā ir $O(n^2)$, kur n ir sākotnējā automāta stāvokļu daudzums. Tomēr vidēji algoritma darbības sarežģītība ir $O(n \log n)$. [3]

4.4.4. DGA apvienošana

Kā jau bija teikts agrāk, lai samazinātu sakrišanu meklēšanas laiku, tika izvēlēts apvienot visus meklēšanas automātus vienā. Tā kā makro atnāk pa vienam dažādās vietās programmas kodā un var sākt uzreiz tikt lietotas, nav iespējams gaidīt kamēr sakrāsies vairāki automāti apvienošanai. Tikko parādās divi automāti tie tūlīt pat tiek apvienoti vienā sistēmā. Tālāk, kad parādās citi makro, to automāti tiek pievienoti jau eksistējošam.

Algoritms pēc savas būtības ir determinēšanas algoritma adaptācija. Vienīgais uzņēmums ir tas, ka nevienā no automātiem neeksistē ε-pārejas. Tātad tas, no kā vajag atbrīvoties, ir pārejas pa vienu un to pašu simbolu uz diviem dažādiem stāvokļiem. Tas tiek darīts apvienojot divus stāvokļus no dažādiem automātiem.

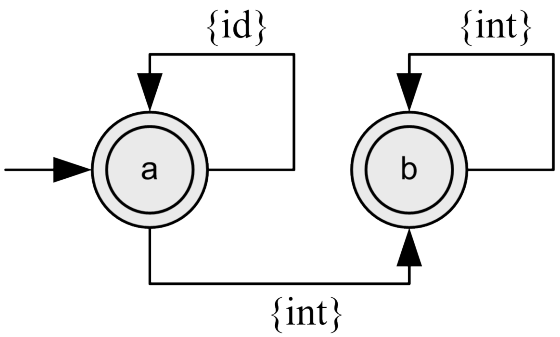
Algoritms 3: Divu DGA apvienošana

Ieeja: DGA D_1 un D_2.

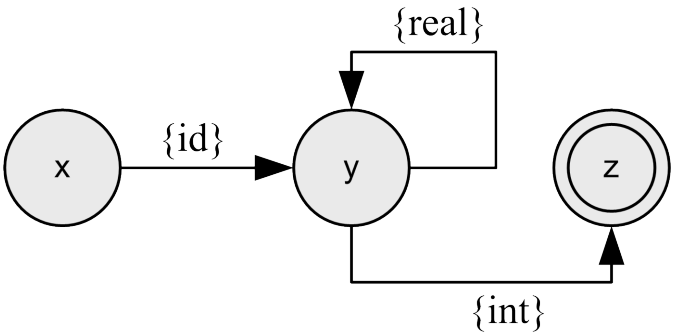
Izeja: Jauns DGA D', kas apvieno D_1 un D_2.

Algoritms: Algoritms sāk darbu apvienojot D_1 un D_2 sākuma stāvokļus. Šo stāvokļu kombinācija veido automāta D' sākuma stāvokli. Tālāk algoritms apskata visas iespējamas pārejas no katra no kombinētiem stāvokļiem un apvieno to rezultātus jaunajos stāvokļos.

Apskatīsim piemēru automātu apvienošanai. Attēls 4.15. parāda determinētu minimālu automātu priekš regulārās izteiksmes `{id}* {int}*`. Tas satur divus stāvokļus, `a` un `b`, kuri abi ir akceptējoši. Attēls 4.16., savukārt, parāda DGA priekš izteiksmes `{id} {real}* {int}`.

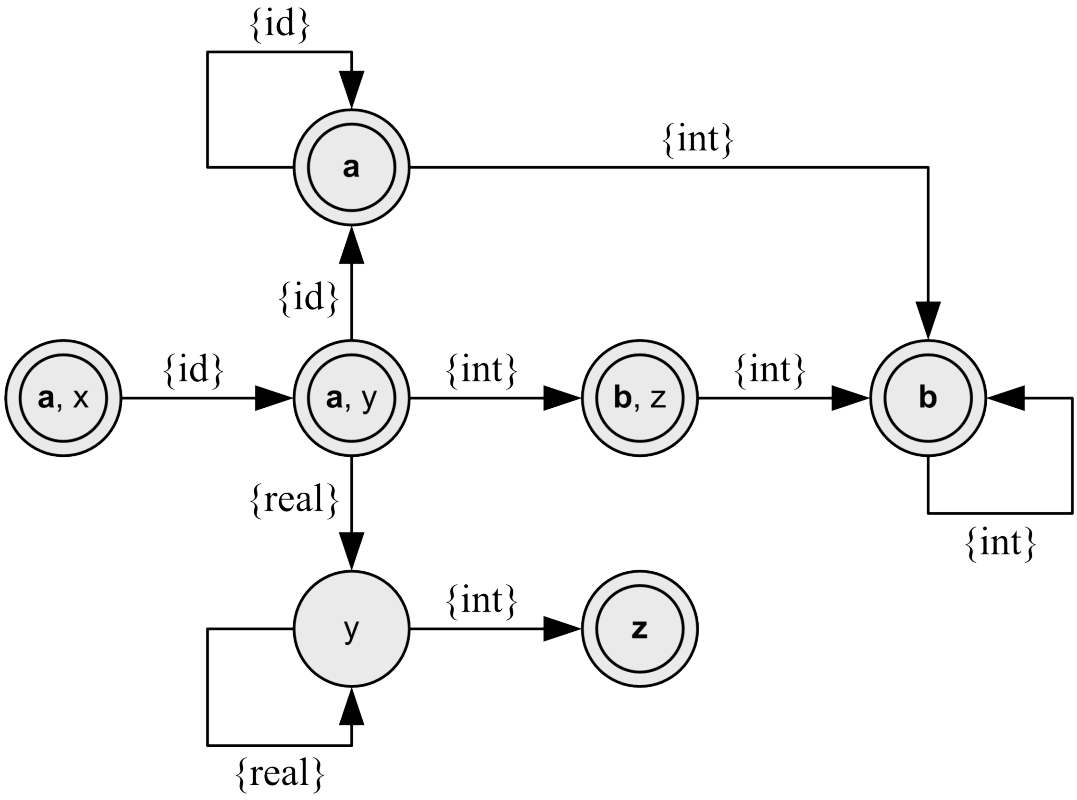


4.15. att. **Automāts izteiksmei `{id}* {int}*`**



4.16. att. **Automāts izteiksmei `{id} {real}* {int}`**

To apvienotais automāts ir parādīts attēlā 4.17..



4.17. att. **Automāts izteiksmju `{id}* {int}*` un `{id} {real}* {int}` apvienojumam**

Attēls 4.18. parāda apvienošanas algoritmu pseido-kodā. s_0 ir jaunā automāta D' sākuma stāvoklis, r_0 ir D_1 sākuma stāvoklis un t_0 ir D_2 sākuma stāvoklis. $Dstates$ ir automāta D' stāvokļu saraksts, $Dtran$ ir D' pāreju tabula. Funkcija $move(S, t)$ atgriež tos stāvokļus, uz kuriem var nokļūt no S pa daļiņu t. Tā kā parasti S sastāv no diviem stāvokļiem r_i un t_i, tā atgriež pārejas rezultātu no katra no tiem. Rezultāts arī var būt tikai viens stāvoklis, gadījumā, ja no kāda r_i un t_i neeksistē pāreja pa doto daļiņu.

initially, $s_0 = (r_0, t_0)$ is the only state in $Dstates$, and is unmarked
while there is an unmarked state S in $Dstates$ **do**
    mark S
    for each available move t from S **do** ▷ S is a combination of some states r_i and t_i of D_1 and D_2, although it might be just a single state from one of the automata.
        $U = move(S, t)$
        if U is not in $Dstates$ **then**
            add U as an unmarked state to $Dstates$
        end if
        $Dtran[S, t] = U$;
    end for
end while

4.18. att. **Divu automātu apvienošanas algoritms**

Sarežģītība: Šī algoritma sarežģītība ir $O(n * m * l)$, kur n ir pirmā automāta stāvokļu daudzums, m ir otrā automāta stāvokļu daudzums, un l maksimāls pāreju daudzums no katra no stāvokļiem.

4.4.5. Tvērumu apstrāde

Viena no galvenām šīs sistēmas īpašībām ir iespēja atšķirt programmatūras tvērumus. Ir dažādi veidi, kā var izveidot automātus, kas atšķirtu atsevišķu tvērumu makro. Viens no veidiem varētu būt tāds - katram tvērumam izveidot automātu rindu, kur tvērumam specifiskākie automāti tiks pārbaudīti pirmie. Bet gadījumā, ja ir n iekļautie tvērumi un nepieciešamais makro ir atrodams pirmajā automātā, būs jāizpilda vismaz n meklēšanas, līdz ko pareizais šablons tiks atrasts. Atstājot tikai vienu aktīvu automātu vienā laika brīdī, arī ir dažas iespējas. Varētu visus šablonus likt vienā automātā kopā, un tad pēc izejas no tvēruma attiecīgos šablonus dzēst ārā. Tas nozīmētu, ka katram tvērumam jāatceras makro, kas tika pievienoti, un jāprot dzēst daļu no stāvokļiem ārā no automāta. Bet stāvokļu dzēšana ir laikietilpīga operācija, jo tās izpildīšanai būs nepieciešams apstaigāt visu lielo automātu, dzēšot no tā nevajadzīgos stāvokļus.

Tāpēc tika izvēlēta sekojoša pieeja. Ja prototips darba gaitā sastapās ar tvēruma sākuma simbolu, tas izveido eksistējošā automāta kopiju un ieliek to kaudzē. Tad automātam tiek pievienotas tvēruma makro. Izejot no tvēruma tā specifiskais automāts tiek izmests ārā un darbs tiek turpināts ar pēdējo automātu no kaudzes, kas atbilst iepriekšējam tvērumam. Šādā veidā jebkurā laika brīdī aktīvs ir tikai viens sakrišanu meklēšanas automāts.

4.4.6. Sakrišanu meklēšana

Sakrišanu meklēšana NGA sliktākajā gadījumā būs ar sarežģītību $O(n^2 * l)$, kur n ir NGA stāvokļu skaits un l - pārbaudāmās virknes elementu skaits. Tas var notikt, kad visi NGA stāvokļi ir aktīvi vienā laika brīdī, un no katra no tiem eksistē n pārejas pa ieejas simbolu uz visiem automāta stāvokļiem.

Tīrā DGA gadījumā sakrišanu pārbaude katram ieejas elementam ir $O(l)$, kur l ir pārbaudāmās virknes garums.

Diemžēl pilnībā lineāra laika sakrišanu meklēšana nav iespējama tādēļ, ka prototips dod iespēju lietot makro ar daļiņu vērtībām. Piemēram, eksistē 2 makro, viens no kuriem gaida daļiņu `{id}`, un otrs `{id:foo}`. Gadījumā, kad sakrišanu meklēšanas procesā parādās daļiņa `{id:foo}`, automātam nav iespējas izsecināt, kurš no ceļiem novedīs pie garākas sakritības. Tādēļ tas iet pa abiem ceļiem vienlaikus, saglabājot abus stāvokļus.

Kaut arī tas ievieš nenoteiktību, tā var parādīties tikai augstāk minētā gadījumā un izveidot ne vairāk ka 2 ceļus vienlaikus. Tātad kaut arī nenoteiktība pastāv, tai ir ļoti maza iespējamība un maza ietekme uz sakrišanu meklēšanas laiku.

4.5. Izņēmumi

4.5.1. Produkcijas

Prototipā pagaidām nav implementēta apstrādes dalīšana pa gramatikas produkcijām, visas regulārās izteiksmes ir sapludinātas vienā automāta. Regulāro izteiksmju dalīšana pa tipiem tiks ieviesta vēlāk, kad tiks uzsākta integrācija un sadarbība ar reālu parsētāju. Tā varētu tikt implementēta līdzīgi tam, kā tiek realizēti konteksti - pa vienam sapludinātam automātam priekš katra produkcijas tipa.

4.5.2. Daļiņu klašu mantošana

Sistēmai ir minimāla informācijas par valodas gramatiku, tai ir zināšanas tikai par daļiņu un produkciju nosaukumiem. Tieši tāpēc daļiņa `{real}` netiks uztverta ka `{expr}`, kaut arī racionāls skaitlis ir izteiksme. Tā kā sistēmai jābūt pēc iespējas vairāk neatkarīgai no valodas gramatikas, lai būtu universālākai, šī hierarhija nav iekodējama transformāciju sistēmā. To ir jānodrošina parsētājam, attiecīgi apstrādājot daļiņas apkopojot to nozīmi un veidojot saskarni priekš šablonu sistēmas.

4.5.3. Regulārās izteiksmes daļu grupēšana

Tādēļ, ka aprakstītā pieeja mēģina pēc iespējas minimizēt meklēšanas laiku, tā neatļauj veidot atrasto daļiņu grupēšanu, kā tas ir parasti pieņemts regulārās izteiksmēs. Daļiņu grupēšana un atpakaļnorādes (*backreferences*) uz daļiņu grupām nav atļautas.

Tomēr ja parādīsies nepieciešamība, ir apskatīta arī pieeja, kas dos šādu iespēju. Tas varētu tikt izpildīts, determinējot tikai automāta stāvokļus grupu iekšienē, pēc tam ar ε-pārejām secīgi savienojot grupu automātu akceptējošus un sākuma stāvokļus. Automāts būs determinēts tikai grupu ietvaros, bet tad būs pieejamas atrasto daļiņu grupas. Tomēr šāda pieeja neatļaus sapludināt dažus automātus vienā, jo sapludināšanas procedūra sabojās grupēšanu.

4.5.4. Sapludinātā automāta minimizēšana

Automātu minimizēšana ir diezgan darbietilpīga operācija, tāpēc tā tiek izpildīta tikai uz atsevišķiem automātiem. Apvienotais visu šablonu automāts var nebūt minimāls, jo dažādu mi-

nimālu automātu apvienošana negarantē šo faktu. Bet tā kā apvienota automāta stāvokļu daudzums var būt ļoti liels, minimizēšanas izpilde var būt neefektīva. Tā kā minimizēšana samazina tikai automāta aizņemto vietu, nevis apstaigāšanas laiku, to šajā gadījumā var izlaist. Sapludinātā automāta minimizēšanu apgrūtina arī tas fakts, ka to stāvokļus vajadzēs atšķirt arī pēc tā fakta, kāds no šabloniem ir akceptēts, nevis tikai pēc tā, vai stāvoklis ir akceptējošs.

4.6. Optimizācijas iespējas

Regulāro izteiksmju optimizēšana uz doto brīdi netiek izpildīta, jo to ir vērts izpildīt uz regulārām izteiksmēm, kas tiks lietoti daudzas reizes. Darba apskatītā situācijā regulārās izteiksmes tiks lietotas tikai vienas programmas ietvaros un to optimizēšanai nav īpašas jēgas. Tomēr bez reāliem piemēriem nevar izšķirt, vai tas izveidos būtisku paātrinājumu šādā konkrētā gadījumā vai nē. Dažas regulāro izteiksmju pārrakstīšanas pieejas, kas varētu būt lietotas tālākā izstrādē ir aprakstītas [18].

Dažreiz divu automātu sapludināšana var izraisīt pārāk lielu stāvokļu daudzumu rašanos. Ja reālajā situācijā tas ietekmēs apstrādes laiku, vai parādīsies nepieciešamība ierobežot automāta aizņemto laiku, var apskatīt iespēju glabāt dažus automātus ar stāvokļu skaitu robežu, nevis tikai vienu. Šāda pieejā arī ir aprakstīta avotā [18].

Minimizēšanas algoritmu var aizvietot ar citu, ātrāku algoritmu, piemēram, Hopkrofta minimizēšanas algoritmu, kura izpildes laiks ir $O(n \log n)$, kur n ir automāta stāvokļu daudzums. [4]

4.7. Prototipa testēšana

Prototips tika testēts visā izstrādes laikā. Zemāk tiks aprakstīti automātiski palaižamie testi.

4.7.1. Stresa testēšana

Prototips izstrādes laikā tika testēts ar lieliem automātiski ģenerēto datu apjomiem. Tika ģenerētas patvaļīgas regulāras izteiksmes ar iekavu un $*$ un $|$ simbolu palīdzību. Katrai regulārai izteiksmei tika izveidota arī simbolu virkne, ko šai izteiksmei jāprot atpazīt. Tad uz vienas un tās pašas regulārās izteiksmes un simbolu virknes tika palaists gan prototips, kas tolaik apstrādāja simbolus, gan Python iebūvētais regulāro izteiksmju apstrādes mehānisms. Vienā piegājienā tika ģenerēti 500 šādi testi. Prototipa beigu izstrādes posmā visi šādi testi tika veiksmīgi izpildīti.

Diemžēl pagaidām šī pieeja netiek implementēta ar daļiņu regulārām izteiksmēm, jo nav iespējams pārbaudīt sistēmas darba ekvivalenci ar kādu citu sistēmu. Tāpēc tika veikta intensīva sistēmas testēšana, lai pārbaudītu pēc iespējas vairāk reālajā darbā iespējamo situāciju. Tomēr šādas stresa pārbaudes parādīja ka pats regulāro izteiksmju apstrādes mehānisms strādā korekti.

4.7.2. Sistēmas testēšana

Prototipam tika izveidoti apmēram 20 testi, kas pārbauda to darbību iespējamās situācijās. Tabula 4.2. parāda konceptuālu testu sadalījumu pa grupām. Dažas grupas pārklājas, jo, piemēram, tvērumu pārbaudošie testi pārbauda arī korektas regulāro izteiksmju prioritātes.

4.2. tabula
Prototipa testu sadalījums pa grupām

Testa nosaukums	**Testa apraksts**	**Kas tiek pārbaudīts**
Testi prioritāšu pārbaudei		
Testi ar dažiem šabloniem vienā tvērumā	Testu gaitā tiek izveidotas dažādas regulāras izteiksmes, kuru aprakstītās valodas pārklājas. Tās tiek ievietotas vienā tvērumā pēc kārtas. Tad tiek pārbaudīts, ka daļiņu saraksts tiek akceptēts ar pareizu šablonu attiecībā pret to prioritātēm.	Vai tiek korekti apstrādātas šablonu prioritātes viena tvēruma ietvaros.
Testi ar dažiem šabloniem vienā tvērumā, kur kāds no šabloniem akceptē garāku virkni	Testu gaitā tiek izveidotas dažādas regulāras izteiksmes, kuru aprakstītās valodas pārklājas. Tās tiek ievietotas vienā tvērumā pēc kārtas. Tad tiek pārbaudīts, ka tiek akceptēta garākā iespējamā daļiņu virkne.	Vai tiek korekti apstrādātas šablonu prioritātes viena tvēruma ietvaros.
Testi daļiņu vērtībām		
Testi ar daļiņu vērtībām	Testu gaitā tiek izveidotas dažādas regulārās izteiksmes ar daļiņu vērtībām un bez tām. Tiem tiek padotas dažādas daļiņu virknes.	Vai tiek korekti apstrādātas šablonu prioritātes un vērtību sakrišanas.
Testi ar vairākiem pieejamiem stāvokļiem vienlaikus	Testu gaitā tiek izveidotas dažādas regulārās izteiksmes ar daļiņu vērtībām. Tiem tiek padotas daļiņu virknes ar šādām pašām vērtībām, lai izveidotu situācijas, kad ir pieejami daži stāvokļi vienlaikus.	Vai tiek korekti apstrādātas situācijas, kad parādās nenoteiktība.
Testi tvērumu pārbaudei		
Testi ar tvērumu iekļaušanas dziļumu 1	Testu gaitā tiek izveidotas dažas regulāras izteiksmes, kuru aprakstītās valodas pārklājas. Tās tiek ievietotas nultajā un pirmajā tvērumā. Tad tiek pārbaudīti daļiņu saraksti.	Vai tiek korekti apstrādāta tvēruma parādīšanās. Vai tiek korekti apstrādātas šablonu prioritātes starp tvērumiem.

4.2. tabula
Prototipa testu sadalījums pa grupām

Testa nosaukums	Testa apraksts	Kas tiek pārbaudīts
Testi ar tvērumu iekļaušanas dziļumu >1	Testu gaitā tiek izveidotas dažas regulāras izteiksmes, kuru aprakstītās valodas pārklājas. Tās tiek ievietotas dažādos tvērumos ar dziļumu kas ir lielāks par vienu. Tad tiek pārbaudīti daļiņu saraksti.	Vai tiek korekti apstrādāti dažādi tvērumu dziļumi. Vai tiek korekti apstrādātas prioritātes starp tvērumiem.
Testi ar izeju no tvēruma	Testu gaitā tiek izveidotas dažas regulāras izteiksmes, kas tiek ieliktas nultajā un pirmajā tvērumā. Tiek pārbaudīts, ka pirmā tvēruma šablons atpazīst daļiņu virkni. Tālāk pirmais tvērums tiek pamests un tiek pārbaudīts, ka tā šablons vairs nav aktīvs.	Vai pēc izejas no tvēruma attiecīgie šabloni ir noteikti izdzēsti.
Testi ar izeju no tvēruma un nākamā tvēruma izveidi	Testu gaitā tiek izveidots 1. līmeņa tvērums ar regulārām izteiksmēm. Tiek pārbaudīts, ka pirmā tvēruma šabloni atpazīst daļiņu virknes. Tad šīs tvērums tiek pamests un tiek izveidots jauns pirmā līmeņa tvērums. Tiek pārbaudīts, ka vecā tvēruma šabloni ir izmesti, un ka jaunā tvēruma šabloni tiek atpazīti.	Vai pēc izejas no tvēruma attiecīgie šabloni ir izdzēsti un pēc ieejas jaunajā tvērumā tiek akceptēti pareizi šabloni.
Testi bez šablonu sakritībām		
Testi bez neviena šablona	Testu gaitā tiek izveidota sistēma bez neviena šablona. Tiek pārbaudīts, ka neviena sakritība netiek atrasta.	Vai sistēma korekti apstrādā situāciju, kad nav neviena šablona.
Testi ar šabloniem un datiem kas nesakrīt	Testu gaitā tiek izveidota sistēma ar dažiem šabloniem. Tad tiek padotas daļiņu virknes kuras neder nevienam no eksistējošiem šabloniem.	Vai sistēma korekti apstrādā situāciju, kad neviena sakrišana nav atrasta.

4.8. Prototipa integrēšana Eq

Prototips pagaidām netiek integrēts Eq valodas kompilatorā, bet tas tiek plānots tuvākajā nākotnē. Tā kā prototips tika izstrādāts bāzējoties uz Eq parsētāja īpašībām, to būs viegli integrēt eksistējošā kodā. Tā darbs ir gandrīz neatkarīgs no parsētāja darba un neietekmēs jau eksistējošo programmu darbību.

Prototips piedāvā saskarni lai uzsākt jauna tvēruma apstrādi (funkcija `enter_context()`), lai pamestu tvērumu (funkcija `leave_context()`), lai pievienotu makro (`add_match(regexp)`) un lai apstaigātu daļiņu virkni meklējot sakrišanas

(`match_stream(stream)`). Integrēšanai prototipu būs jāpapildina ar iespēju padot produkcijas tipu daļiņu virkņu apstrādes funkcijām. Prototipa daļiņu saņemšanas funkcijas būs jāpārslēdz uz parsētāja piedāvāto saskarni daļiņu dabūšanai.

Prototipam ir nepieciešama vienkārša saskarne no eksistējošā parsētāja. Parsētājam jādot pieeju pie daļiņu virknes lasīšanas, kā arī jāprot aizvietot atrastās daļiņu virknes ar citām virknēm, iespējams, ar citu garumu. Parsētājam arī jāprot pārstartēt daļiņu virknes lasīšanu no aizvietotas virknes sākuma. Prototipam nepieciešamā saskarne ir implementēta Eq parsētājā.

Apvienojot parsētāja un sakritību meklēšanas prototipu būs nepieciešams ievietot prototipa funkciju izsaukumus katras produkcijas apstrādes sākumā. Gadījumos, kas parsētājs sastapās ar daļiņu, kas identificē makro sākšanos, būs nepieciešams izsaukt regulārās izteiksmes parsēšanas funkciju. Savukārt, kad tiek apstrādātas citas produkcijas, būs nepieciešams izsaukt sakrišanu meklēšanu. Abu funkciju izsaukumos būs nepieciešams padot arī produkcijas tipu, lai prototips varētu atšķirt, kādu no automātiem papildināt vai lietot sakrišanu atrašanai. Prototipa funkcijas būs jāizsauc ari tvērumu pārslēgšanu brīdī, lai tas varētu implementēt tvērumu makro prioritāšu sadalīšanu.

5. Līdzīgu darbu apskats

Šīs darbs tika iedvesmots ar dažiem rakstiem par dinamisko gramatiku iespējām un pielietojumiem programmēšanas valodu izstrādē. Apakšnodaļa 5.1. apskata darbus par dinamiskām gramatikām.

Vispārīgi dinamiskas gramatikas un valodu dinamiska parsēšana gandrīz netiek lietota valodu implementācijās. Tomēr valodu paplašināšana ir zināms uzdevums, kuram eksistē dažādi risinājumi. Katrs no risinājumiem ir darbspējīgs un pamatots priekš sava mērķa, un katram ir savas labās un sliktās puses. Šī nodaļas apakšnodaļas 5.2., 5.3., 5.4. un 5.5. piedāvā līdzīgu projektu un darbu apskatu, kā arī uzrāda aprakstītā projekta atšķirības no šiem projektiem.

Šī nodaļa neiedziļinās sistēmu sintakses īpatnībās, jo šāda apskate būtu pārāk apjomīga. Tā tikai pavirši apskata nozīmīgākas sistēmu īpatnības. Tālākai izpētei katra apakšnodaļa piedāvā literatūras avotus, kas piedāvā nepieciešamu informāciju.

5.1. Dinamiskas gramatikas

Ir dažas dinamisku gramatiku pieejas, kas, diemžēl, vairākumā ir tīri teorētiskas. Labu ieskatu adaptīvo gramatiku pieejās dod Heninga Kristiansena raksts [7] un Džona Šutta maģistra darbs [15]. Abi šie darbi apkopo visas uz to brīdi eksistējošās pieejas. Diemžēl kopš abu raksta laika citu ievērojamu variantu un implementāciju skaits ir ļoti mazs.

Pjērs Bulliers savā rakstā par dinamiskām gramatikām [5] apskata iespēju lietot adaptīvas gramatikas valodas sintakses kontrolei. Tas apraksta, kā tās dod iespēju pārbaudīt tipus programmas parsēšanas, nevis kompilēšanas fāzē, tādējādi realizējot tā sauktās statiskās semantikas[1] pārbaudi. Diemžēl, aprakstīta sistēma ir eksperimentāla un tikai prototipēta, nevis izveidota par lietojamu risinājumu.

5.2. Lisp

Lisp (*LISt Processing*) ir viena no funkcionālam valodām, kuras ievērojama īpašība ir spēcīga meta-programmēšanas iespēja. Lisp ļauj paplašināt valodas konstrukcijas ar makro izteiksmēm un pievienot valodai jaunus atslēgas vārdus.

Lisp gan dati, gan programmas kods ir attēloti sarakstu veidā, tātad funkcijas var tikt apstrādātas tāpat ka dati. Tas dod iespēju rakstīt programmas, kas manipulē ar citām programmām un iedod bezgalīgas iespējas programmētājam, kuram nav nepieciešamības mācīt jaunu valodu, lai modificētu eksistējošo. Sintakses paplašināšana ir izpildāma lietojot pašu Lisp un tā makro sistēma ļauj veidot Lisp domēn-specifiskus dialektus.

Lisp makro apstrādes spējas ir ļoti specifiskas tieši šai valodai. Tas var tikt lietotas tāpēc, ka pati valoda ir speciālā veidā implementēta un uztver visu informāciju vienādi. Lisp makro sistēma bez izmaiņām nav pielietojama imperatīvām valodām, jo to instrukciju kopa ir cieši atdalīta no programmas datu kopas.

[1] Par statisko semantiku *static semantics* dažādos rakstos tiek saukta kontekst-atkarīga sintakse, piemēram, attiecības starp mainīgā deklarāciju un tā lietošanas ierobežojumiem.

Lisp ļauj pievienot valodai jaunus atslēgas vārdus, bet neļauj veidot jaunus operatorus ne infiksā, ne postfiksā formā. Visām jaunām konstrukcijām joprojām jābūt prefiksa notācijā un to argumentiem saraksta formā.

Visas iegūtās konstrukcijas joprojām būs tīri funkcionālas, ar Lisp-specifisku sintaksi, t.i. nebūs iespējas izveidot moduļa pierakstu `|a|`. Lisp sintakse ir grūti saprotama cilvēkasm, kas nepazīst valodu programmēšanas līmenī, t.i. ja nestrādāja ar to jau iepriekš. Ar Lisp makro sistēmu nav iespējams izveidot sintaksi, kas būtu lasāma un saprotāma cilvēkam kas neprogrammē.

[14]

5.3. Forth

Forth ir steka valoda, kas neatbalsta nekādas programmēšanas paradigmas un vienlaikus atbalsta tās visas. Pateicoties Forth īpatnībām, tā var tikt lietota vienlaikus gan kā interpretators, gan kā kompilators.

Forth satur tikai divus daļiņu tipus, skaitļus un visas citas valodas vienības - vārdus. Šāda pieeja ļauj rakstīt programmas dabiskā valodā, nelietojot iekavas lai padotu parametrus vārdiem-funkcijām. Forth standarts definē speciālu vārdu kopu, kas ir iebūvēti valodā, bet tie arī var tikt pārdefinēti. Forth nesatur nekādus atslēgvārdus vispārpieņemtā nozīmē.

Visas konstrukcijas ir ieraksti Forth vārdnīcā, ar kuru var manipulēt kā ar datiem. No šī viedokļa Forth ir līdzīgs Lisp, kas arī uztver programmu un datus vienādi. Tas līdzīgi dod iespēju modificēt izpildāmo kodu un paplašināt valodas sintaksi, bez nepieciešamības mācīties jaunu transformācijas valodu.

Forth ļauj ne tikai veidot jaunas sintaktiskas konstrukcijas, bet ļauj arī iejaukties kompilēšanas procesā. Tas tiek atļauts ar speciāli definētiem vārdiem, un ļauj iegulst pat citu valodu kodu Forth programmā. Tomēr interpretēt iegulto kodu vajadzēs pašam programmētājam, kas grib to izpildīt.

Diemžēl Forth īpatnības padara to ļoti specifisku lietošanā. Postfiksā forma ir diezgan izteiksmīga valodiski[1], bet nav izteiksmīga gadījumos, kad ir nepieciešams ieviest matemātikas notācijas. Tam, ka var rakstīt programmas dabiskā valodā, arī ir divas monētas puses - ja katrs rakstīs savā valodā, citiem programmētājiem visticamāk būs grūti saprast (ja vien vispār tas būs iespējams). Forth implementēto sistēmu nebūs iespējams pielietot valodās, kuras satur vairākus tokenu tipus, jo nebūs iespējams apstrādāt kodu un datus vienādi.

Plašāka informācija par Forth valodu un tās iespējām ir atrodama tās mājaslapā [13].

5.4. Nemerle

Nemerle ir statiski tipizējama universāla programmēšanas valoda .NET platformai. Tai piemīt gan funkcionālas, gan objektorientētas, gan imperatīvās paradigmas iezīmes. Tai ir C#-līdzīga sintakse un ļoti spēcīga meta-programmēšanas sistēma.

[1] Sakarā ar sintakses īpašībām pēc filmas "Zvaigžņu kari" iziešanas uz ekrāniem, parādās joks par maģistra Jodas runas stilu - "The mistery of Yoda's speech uncovered is: Just an old Forth programmer Yoda was".

Viena no svarīgākām Nemerle pazīmēm ir tas, ka tai ir raksturīga ļoti augsta līmeņa pieeja visiem valodas aspektiem. Tā ir statiski tipizējama un mēģina atbrīvot programmētāju no lieka darba lietojot tipu izvadīšanas iespēju un makro sistēmu. Tipu izvadīšana ļauj nerakstīt kodā tos tipus, kas var tikt izsecināti no koda gabala konteksta.

Nemerle makro sistēma dod iespēju ģenerēt bieži atkārtojāmo kodu bez programmētāja piepūles. Tas statiskā tipizācija ļauj kompilatoram izpildīt statiskas ģenerētā koda pārbaudes kompilācijas laikā. Tas kopumā dod iespēju programmatiski ģenerēt pārbaudāmu un tipu korektu kodu.

Kaut arī Nemerle makro sistēma ir ļoti spēcīga un ļauj izpildīt daļēju novērtēšanu, tomēr tā ir ļoti atkarīga no valodas specifikas. Tā kā Nemerle ir statiski tipizēta, tā dod iespēju kompilatoram pārbaudīt kompilēto kodu, nevis ķert tipu kļūdas programmas izpildes laikā. Diemžēl plaši lietojamas valodas ne vienmēr ir statiski tipizējamas (piem. C/C++, Python), un šāda pieeja nebūs realizējama vairākumam valodu.

Plašāka informācija par Nemerle valodu un makro sistēmas īpatnībām ir atrodama Nemerle mājaslapā [17].

5.5. OpenZz

OpenZz parsētājs ir interpretējams dinamisks parsētājs, kas ļauj ātri izstrādāt parsēšanas risinājumus. OpenZz ļauj modificēt un paplašināt parsētās valodas gramatiku lietojot komandas tajā pašā valodā. To var pielāgot dažādu valodu parsēšanai, bet izstrādāts tas tika lietošanai "Apese" programmēšanas valodai.

Ļoti svarīga šī parsētāja īpašība ir tas, ka tas ļauj modificēt valodas gramatiku ar pašas valodas palīdzību. Tomēr tā kā parsētājs atbalsta parsēšanas tabulu izmaiņas, kas ietekmē parsētāja ātrdarbību.

Tas nav pielietojams jebkādai jau eksistējošai valodai, jo valodā ir jāievieš speciāli modificēšanas mehānismi. Arī integrācija ar jau eksistējošiem kompilatoriem varētu būt problemātiska.

Diemžēl šīs parsētājs netiek attīstīts kopš 2002. gada un informācija par to ir ļoti ierobežota. Sīkāka informācija par šo rīku ir dabūjama rakstā [6], kas apskata parsētāja koncepciju, un parsētāja mājaslapa [12].

6. Rezultāti

Šī darba ietvaros tik definēta koncepcija programmēšanas valodu paplašināšanas sistēmai, kas varētu tikt ieviesta jebkādai LL-parsējamai valodai. Tās ideja ir radusies izstrādājot kompilatoru valodai Eq, un tālākos izstrādes posmos visticamāk tiks integrēta tās kompilatorā.

Transformāciju sistēma ir iedvesmota ar divu koda apstrādes principu kombināciju, ar dinamisko parsēšanu un ar koda priekšprocesēšanu. Dinamiskās koda parsēšanas trūkumi ir ļoti mazas valodas gramatikas kontroles iespējās, kā arī prasība pēc tāda parsētāja modeļa, kas ļauj modificēt savas parsēšanas tabulas darba laikā. Priekšprocesēšanas princips ir teksta apstrāde, kas dažādās situācijās ir nepietiekams nopietnu izejas koda modifikāciju iespējai.

Sistēmas projektēšanā tika piedāvātas pieejas, kas ļaus izvairīties no abu principu trūkumiem. Tā tiks veidota ka virsbūve valodas parsētājam, ielasot noteiktas sintakses makro izteiksmes, kas sastāvēs no tipu aprakstiem, regulāro izteiksmju šablona un transformācijas funkcijas. Tā strādās paralēli ar parsētāju, pirms katras parsētāja produkcijas pārbaudes izpildot nepieciešamas virkņu transformāciju. Tā apstrādās programmas tekstu daļiņu veidā, nepieciešamības gadījumā vēršoties pie parsētāja pēc papildus informācijas. Tomēr tā tiek projektēta neatkarīgi no parsētāja, pieprasot minimālas zināšanas par valodas gramatiku, proti, iespējamo valodas daļiņu un pseido-daļiņu tipus. Tipi ir nepieciešami, lai ieviestu noteiktu transformāciju korektuma kontroli.

Šī darba ietvaros tika izstrādāts prototips sakrišanu meklēšanas sistēmai, kurš konceptuāli var kalpot ka bāze transformācijas sistēmas izstrādei. Šablonu apakšsistēmas atrastās virknes kalpos ka ieejas dati transformācijas funkcijai. Tipu sistēma, savukārt, lietos regulāro izteiksmju minimizētos automātus lai pārbaudītu tipu sakritību makro izteiksmju ietvaros.

Darbs parāda, ka ir iespējams veidot regulāro izteiksmju šablonus un ar tiem attiecīgi apstrādāt ieejas daļiņu virkni. Gadījuma, ja valodas parsētājs būs modelēts aprakstītā veidā, būs iespējams veikt sakrišanu meklēšanu. Prototipa izstrādes laikā tika identificētas iespējamās problēmas un izņēmumi, kuri ierobežo šablonu sistēmas darbu.

Darba gaitā arī tika sagatavots publikācijas melnraksts, kas apraksta sistēmas koncepciju un pielietošanu. Tālākā sistēmas izstrādes gaitā tas tiks pilnveidots un publicēts. Raksta melnraksts ir atrodams pielikumā N.

7. Secinājumi

Šīs darbs skar jautājumu par dinamiskas makro-apstrādes sistēmas izstrādes iespējamības teorētisku pamatojumu. Tas arī parāda eksistējošo sistēmu nepilnības un parāda pieejas, kas varētu palīdzēt šo nepilnību risināšanā.

Prototipa izveidošana parāda, ka šablonu sakrišanu meklēšanas sistēma ir implementējama un darbojas, un var kļūt par bāzi tālākai sistēmas funkcionalitātes prototipēšanai, testēšanai un attīstīšanai.

Makro sistēmas izstrāde tiks turpināta lai izveidotu reālu lietojamu piemēru aprakstītai koncepcijai. Ir saprotams, ka izstrādes gaitā tiks atrastas jaunas problēmas, kuras vajadzēs risināt, un jaunas idejas, ko varēs pielietot realizācijā. Tomēr pirmais izstrādes solis ir izdarīts un cerams, ka šādas transformācijas sistēmas projekts būs noderīgs programmēšanas valodu izstrādes, kompilatoru optimizēšanas un makro valodu jomās.

Literatūra

[1]

[2] Prolog valodas standarts, operatoru definēšana. http://pauillac.inria.fr/ deransar/prolog/bips.html#operators.

[3] Alfred V. Aho, Monica S. Lam, Ravi Sethi, and Jeffrey D. Ullman. *Compilers: Principles, Techniques, and Tools (2nd Edition)*. Addison Wesley, August 2006.

[4] Frédérique Bassino, Julien David, and Cyril Nicaud. On the average complexity of moore's state minimization algorithm. *CoRR*, abs/0902.1048, 2009.

[5] Jean Berstel, Luc Boasson, Olivier Carton, and Isabelle Fagnot. Minimization of automata. *CoRR*, abs/1010.5318, 2010.

[6] Pierre Boullier. Dynamic grammars and semantic analysis. Rapport de recherche RR-2322, INRIA, 1994. Projet CHLOE.

[7] S. Cabasino, Pier S. Paolucci, and G. M. Todesco. Dynamic parsers and evolving grammars. *SIGPLAN Not.*, 27(11):39--48, November 1992.

[8] H. Christiansen. A survey of adaptable grammars. *SIGPLAN Not.*, 25(11):35--44, November 1990.

[9] Russ Cox. Regular expression matching can be simple and fast. 1 2007.

[10] Free Software Foundation. Gcc. http://gcc.gnu.org.

[11] Google. V8 javascript engine. http://code.google.com/p/v8.

[12] John E. Hopcroft, Rajeev Motwani, and Jeffrey D. Ullman. *Introduction to Automata Theory, Languages, and Computation (3rd Edition)*. Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc., Boston, MA, USA, 2006.

[13] INFN. Openzz mājaslapa. http://openzz.sourceforge.net/.

[14] Charles H. Moore. Forth mājaslapa. http://www.forth.org/.

[15] Peter Seibel. *Practical Common Lisp*. Apress, September 2004.

[16] John N. Shutt. Recursive adaptive grammars. Master's thesis, Worcester Polytechnic Institute, August 1993.

[17] LLVM Team. Clang. http://clang.llvm.org.

[18] The Nemerle Team. Nemerle wiki lapa. http://nemerle.org/wiki/index.php?title=Main_Page.

[19] Fang Yu, Zhifeng Chen, Yanlei Diao, T. V. Lakshman, and Randy H. Katz. Fast and memory-efficient regular expression matching for deep packet inspection. In *Proceedings of the 2006 ACM/IEEE symposium on Architecture for networking and communications systems*, ANCS '06, pages 93--102, New York, NY, USA, 2006. ACM.