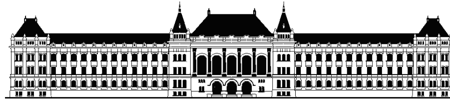


Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem
Villamosmérnöki és Informatikai Kar
Irányítástechnika és Informatika Tanszék

Új módszer algoritmusok VHDL-be történő transzformációjára Haskell funkcionális nyelvből kiindulva

TDK Dolgozat

Készítette
Suba Gergely

Konzulens
dr. Arató Péter

2011. október 28.

Tartalomjegyzék

Köszönetnyilvánítás **2**

Kivonat **3**

Bevezető **4**

1. A fordítás ki- és bemenete **8**

1.1. A Haskell nyelv és sajátosságai . . . 8

1.1.1. Lambda-kalkulus . . . 9

1.1.2. Típusrendszer . . . 10

1.2. A Haskell GHC fordító főbb tulajdonságai . . . 12

1.2.1. Köztes reprezentáció - a Core nyelv . . . 12

1.2.2. Primitív típusok . . . 14

1.2.3. Függvénybehelyettesítés . . . 15

1.3. A VHDL nyelv és sajátosságai . . . 17

2. A fordítási módszer alapelvei és megvalósítása **19**

2.1. Az egyes modulok interfészei . . . 21

2.1.1. Bemeneti forráskód . . . 21

2.1.2. Elemi műveleti gráf . . . 22

2.1.3. Kimeneti hardverleírás . . . 24

2.1.4. Művelethalmaz . . . 28

2.2. Forráskód fordítása elemi műveleti gráfra . . . 30

2.2.1. Forráskód magasszintű feldolgozása . . . 32

2.2.2. Elágazások átalakítása . . . 32

2.2.3. Iterációk átalakítása . . . 36

2.2.4. Alkalmazások átnevezése . . . 37

2.2.5. Hívási fára történő átalakítás . . . 37

2.2.6. Faegyszerűsítés . . . 41

2.2.7. Elemi műveleti gráfra történő átalakítás . . . 41

2.3. Elemi műveleti gráf fordítása hardverleíró nyelvre . . . 42

2.4. Alap művelethalmaz definiálása . . . 43

2.4.1. A művelethalmazok kötelező elemei . . . 43

2.4.2. Egyszerű alapműveletek . . . 45

3. A módszer kiterjesztése többsebességű (multi-rate) problémákra 48
3.1. Többsebességű adatfolyamok a fordítás interfészein 49
3.1.1. Többsebességű elemi műveleti gráf 49
3.1.2. A bemeneti forráskód 52
3.1.3. Kimeneti hardverleírás 54
3.2. A fordítási algoritmus kiterjesztése 55
3.2.1. MapConversion transzformáció 56
3.2.2. A hierarchia automatikus felépítése 56
3.3. A művelethalmaz kivővítése 58
3.3.1. Stream műveletek 58
3.3.2. Tömb műveletek 58

4. A módszer gyakorlati alkalmazása mintafeladatokon 61
4.1. PID szabályozó 61
4.1.1. A fordítás lépései 61
4.1.2. Szimuláció 69
4.2. MP3 dekódoló algoritmus 70
4.2.1. VHDL szimulációs eredmények 75

5. Továbbfejlesztési lehetőségek 76
5.1. Optimalizálási lépések 76
5.2. Egyebek 76

6. Összefoglalás 78

Irodalomjegyzék 83

Függelék 84
F.1. Stream műveletek VHDL kódja 84
F.2. Tömb műveletek VHDL kódja 86
F.3. Az Haskell nyelven implementált szintézis program fordítói naplója 88

HALLGATÓI NYILATKOZAT

Alulírott *Suba Gergely*, hallgató kijelentem, hogy ezt a TDK dolgozatot meg nem engedett segítség nélkül, saját magam készítettem, csak a megadott forrásokat (szakirodalom, eszközök stb.) használtam fel. Minden olyan részt, melyet szó szerint, vagy azonos értelemben, de átfogalmazva más forrásból átvettem, egyértelműen, a forrás megadásával megjelöltem.

Hozzájárulok, hogy a jelen munkám alapadatait (szerző(k), cím, angol és magyar nyelvű tartalmi kivonat, készítés éve, konzulens(ek) neve) a BME VIK nyilvánosan hozzáférhető elektronikus formában, a munka teljes szövegét pedig az egyetem belső hálózatán keresztül (vagy autentikált felhasználók számára) közzétegye. Kijelentem, hogy a benyújtott munka és annak elektronikus verziója megegyezik.

Budapest, 2011. október 28.

Suba Gergely
hallgató

Köszönetnyilvánítás

Szeretnék köszönetet mondani konzulensemnek, Dr. Arató Péternek a TDK dolgozat készítése során nyújtott tanácsokért és azért, hogy kérdéseimmel bármikor fordulhattam hozzá.

A jelen dolgozatot támogatta a 72611 sz. „Feladatfüggő többprocesszoros rendszerek tervezése" című OTKA kutatási téma az Irányítástechnika és Informatika Tanszéken.

Kivonat

Bár egyre nagyobb a hagyományos, processzoros rendszerek működési sebessége, kifejezetten időigényes feladatok, bonyolult biológiai, fizikai számítások szükségessé teszik, hogy az általános célú processzoroknál hatékonyabb hardverstruktúrákat, esetenként célhardvereket fejlesszünk a probléma megoldására. Ezeket a hardverstruktúrákat általában hardverleíró nyelveken (HDL) implementálják. A matematikusok, informatikusok előtt ezek a nyelvek általában kevésbé ismertek, ők az algoritmusokat általános programnyelveken fogalmazzák meg. A hardverleíró és általános programnyelvek nagyon eltérő módon használhatóak (a két módszert szinte szakadék választja el egymástól), és közöttük az átjárás lehetősége csekély. Az átjárás megoldására jelenleg is számos kutatás folyik, ezek a módszerek rendkívül lényeges részét képezik az ún. rendszerszintű szintézisnek.

Egy funkcionális nyelvből kiinduló hardverszintézisnek több előnye is van a hardverleíró nyelven történő implementáláshoz képest. A fejlesztés gyorsabb a magasabb szintű absztrakciónak köszönhetően, az algoritmus változtatása esetén a hardvermódosítás pedig könnyebben kivitelezhető, mert egy funkcionális nyelvi program az algoritmusból közvetlenül és jóval egyszerűbben képezhető, mind egy HDL leírás. A HDL-re való fordítás pedig a jelen dolgozatban kifejlesztett fordítóprogrammal előnyösen automatizálható. A funkcionális nyelvi programkód futtatható PC-n, ezáltal könnyen tesztelhető, ezzel szemben a hardverleíró nyelvek bonyolult szimulációval érik el ezt a funkciót, ahol ráadásul a be- és kimeneteket digitális jelszintekként kezelik, tovább bonyolítva ezzel a tesztelést.

Fentiek alapján a TDK dolgozatomban egy olyan eljárás (fordítóprogram) kidolgozása, implementálása és tesztelése a célom, amelyek kiindulópontja a funkcionális nyelven leírt kód. A funkcionális nyelvek közül a Haskell nyelvre koncentrálok, ami egy igen lendületesen fejlődő, a kutatómunkát előnyösen támogató nyelv.

Az eljárás fő előnye, hogy automatikusan generálja a bizonyos megkötésekkel rendelkező Haskell nyelvi kódból az FPGA-ba szintetizálható VHDL leírást. A fordítási folyamatba beilleszthetünk akár egy olyan pipeline optimalizáló fokozatot, mint pl. az Irányítástechnika és Informatika Tanszéken fejlesztett PIPE tervező programrendszert.

Az eljárás hatékonyságát az MP3 dekódoló algoritmus részletén szemléltetem.

Bevezető

TDK dolgozatom során olyan módszert dolgoztam ki, amely egy bizonyos megkötésekkel rendelkező funkcionális nyelven leírt algoritmust hardverleíró nyelvre fordít, ezáltal egy kereskedelmi forgalomban kapható FPGA-s fejlesztőkörnyezetet segítségül véve a magasszintű leírásból konkrét hardvermegvalósítást kaphatunk. Mindezt fordítóprogramként implementáltam, amellyel a módszer gyakorlati alkalmazhatóságát demonstrálom.

Sokszor előforduló igény, hogy egy adott alkalmazást hardverként implementáljunk. Bizonyos problémák esetén így sokkal hatékonyabb és nagyobb sebességű feladatvégrehajtást érhetünk el, egy PC fogyasztásának töredéke árán. Máskor konkrét cél lehet a hardverben történő futtatás, mert az algoritmus egy nagyobb hardverrendszer része, és nem szeretnénk PC-t csatlakoztatni a rendszerhez. A rendszerszintű szintézis és a hardver-szoftver együttes szintézis során szükséges, hogy legalább részfeladatokat hardverben implementáljunk.

Egy algoritmust általában sokkal könnyebb magasabb szintű, szoftveres nyelveken megfogalmazni, mint hardverleírásként. A matematikusok és informatikusok világképéhez is közelebb állnak a magasabb szintű nyelvek. A dolgozatom a szoftveres és hardveres nézőpont különbségeinek áthidalására ad segítséget; az eljárás magasszintű nyelvi leírásból automatikusan generálja a hardverhez közeli VHDL kódot.

A magasszintű nyelveken belül a funkcionális megközelítésre koncentrálok. Ezek a nyelvek (pl. Erlang, SML, Haskell) a deklaratív nyelvcsaládba tartoznak, és legfőképpen abban különböznek az imperatív nyelvektől (ilyen pl. a C, Java), hogy explicit vezérlésfolyamot nem definiálnak. Ez azt jelenti, hogy egy deklaratív nyelv azt írja le, mit kell végrehajtania az algoritmus adott lépésének, nem azt, hogy ezeket pontosan hogyan, milyen sorrendben kell tennie. Ez a tulajdonsága kényelmessé teszi ezeket a nyelveket arra, hogy hardvergenerálás bemeneteként használjuk, mert explicit vezérlésáramlás nélkül a párhuzamosan futtatható részek a leírásból egyszerűen adódnak.

A funkcionális nyelvek a hardverben történő implementálás szempontjából rendelkeznek egyéb fontos előnyökkel is. Kizárják pl. a globális változók definiálását, tehát nem hozhatunk létre olyan változót, aminek az értékét több függvény törzséből is megváltoztathatjuk. Még ennél is nagyobb előny, hogy minden változó csak egyszer kaphat értéket, amit életciklusa végéig megőriz. Az ilyen típusú változó könnyen reprezentálható bitenként egy flip-floppal, vagy nagyon egyszerű esetben bitenként egy vezetékkel.

Ezeket a nyelveket nagyon sokszor használják általános, szoftveres környezetben. Az előnyei szembetűnőek gráfok felépítésekor ás bejárásakor, láncolt listák kezelésekor, de más algoritmusok esetében is van létjogosultságuk. A tiszta funkcionális programozást követve

nagyon jól újrahasználható, kevesebb hibalehetőséget magában foglaló programokat és modulokat fejleszthetünk.

A funkcionális nyelv és hardverleírás közötti fordítás kutatásának manapság megvan a kellő létjogosultsága. Míg imperatív nyelvről, pontosabban C-ről fordító *HLS* (magasszintű logikai szintézis) programok kereskedelemi forgalomban is kaphatóak ([1],[2],[3]), ugyanez nem mondható el a funkcionális nyelvek terén. Matematikusoknak kifejezetten előnyös lehet funkcionális nyelvet használni, mert a világképükhöz sokkal közelebb van ez a fajta programozási paradigma. Amennyiben hatékonysági okokból egy funkcionális nyelven megírt algoritmust hardverben szeretnének futtatni, manapság erre kevés lehetőség adódik, és azok is kísérleti, kiforratlan stádiumban vannak. A dolgozatom célkitűzése tehát egy funkcionális bemenetről történő automatizált hardverleírás-generálás, aminek során figyelembe kell venni a jelenleg alapkutatási szakaszban létező megoldásokat.

Dolgozatom készítése során bemeneti funkcionális nyelvként a Haskell egy megszorított változata mellett döntöttem, az indokaim a következők:

- ez egy nagyon dinamikusan fejlődő nyelv
- a Haskell-hez rendelkezésre áll egy, az elmúlt két évtizedben folyamatosan fejlesztett, viszonylag jól dokumentált fordítóprogram (GHC)
- a GHC fordító köztes reprezentációit könyvtári függvényekkel kézben lehet tartani, tehát saját fordító írásakor felhasználhatóak a GHC már meglévő algoritmusai is
- előtanulmányaim során megismerkedtem, ill. egy tanszéki kutatás keretében már foglalkoztam a nyelvvel, és ez alatt megptapasztaltam az előnyeit más nyelvekhez (pl. Erlang és SML, ezeket előtanulmányaimból szintén ismerem) képest

Habár a konkrét megoldásom a Haskell nyelvhez kötődik, nem lenne nehéz áttérni más funkcionális nyelvekre, hiszen a többi funkcionális nyelvnek is a későbbiek során ismertetett lambda-kalkulus az alapja.

Ahogy azt még részletesen taglalni fogom, egy általános Haskell kód nem képzelhető el hardverszintézis bemeneteként, ezért ésszerű megkötések után a 2. fejezetben definiálni fogok egy fordítandó részhalmazt.

A következőkben áttekintem azokat a meglévő, szakirodalomból ismerhető fordítókat, amelyek funkcionális nyelvű forráskódból hardvert vagy hardverleíró nyelvet generálnak.

Lava:

A Lava [16] egy Haskell alapokon nyugvó hardverleíró nyelv. Definiál különféle hardverben közvetlenül alkalmazható típusokat és kombinátorokat, viszont egy általánosabb (lehet akár rekurziómentes) Haskell forráskódot nem tud lefordítani. A Lava hardverközeli nyelv, tehát a dolgozatom egyik fő célkitűzését nem teljesíti, mégpedig, hogy a hardveres világtól elszakadt, szoftveres fogalmakkal felépíthető forráskódot használhassunk a szintézis bemeneteként. (a Lava-ban pl. az elágazást is a hardveres világból ismert multiplexerrel kell megoldanunk, nem pedig a Haskell-ben megszokott *if* és *case* szerkezetekkel) A Lava

nyelvet a μFP [32] és a Ruby [20] nyelvek alapjain fejlesztették, az előbbi hardverspecifikus kombinátorokra épül, az utóbbi pedig egy relációs hardverleíró nyelv, ahol az áramköröket és komponenseiket a ki- és bemenetek közötti relációkkal adják meg. [4]

SASL:

A Cambridge egyetemen egy SASL (Statically-Allocated Stream Language) nevű funkcionális nyelvet és egy ahhoz tartozó hardverszintézist fejlesztettek ki, ami többek között egy PhD disszertáció [19] formájában látott napvilágot 2004-ben. A statikus itt arra utal, hogy fix, hardverben is megvalósítható struktúrákból áll a nyelv, a stream pedig a modulok ki- és bemeneti interfészére vonatkozik.

Az itt bemutatott szintézer képes CSP-t [21] és adatfolyamgráfot előállítani. Az adatfolyamgráf kérés és nyugtázás jeleket is magában foglal, tehát a dolgozatomban használt adatfolyamgráftól (EOG) ebben a lényeges kérdésben eltér.

CλasH:

A hollandiai Twente egyetemen 2009-ben két diplomaterv [12, 24] keretében elindult egy projekt **CλasH** néven, amely az első nagyobb nyilvánosságot 2010 nyarán kapta a Haskell hackageDB adatbázisában való megjelenéssel. A CλasH a CAES Language for Synchronous Hardware elnevezésből született mozaikszó. A fejlesztőknek itt is egy funkcionális nyelvű hardverleírás megalkotása volt a céljuk, amihez alapnak a Haskell nyelvet választották. (nekem hardverleírás megalkotása nem volt célom, sőt mi több, egy hardveres fogalmaktól mentes forráskód definiálását tűztem ki)

A CλasH a fordítás első lépéseként a GHC frontendet használja, mégpedig a szintaktikai édesítőszerek eltávolításáig. Ezen a ponton a CλasH-ben megvalósított normalizációs eljárások kapják bemenetként az itt kialakult Core reprezentációt, és hajtják végre a normalizációs lépéseket, egészen az elvárt normálformára való átalakításig. A fordítás végső lépése az elért normálforma hardverleírássá alakítása, a szerzők szerint ehhez a lépéshez már egyenes út vezet.

A CλasH alapjainak megismerése után nyilvánvalóvá vált, hogy a feladatkiírásom szempontjából ez a leginkább releváns, dokumentált fordító, így a működését részletesebben megismertem. Ezek alapján néhány szempont, amiben a dolgozatom során leírt fordító előnyre tesz szert a CλasH-sel szemben:

- explicit adatfolyamgráfot (EOG) használ köztes reprezentációként, így a pipeline optimalizálás a szakirodalomban [10] ismertetett módon elvégezhető
- a modularitást jobban előtérbe helyezi, így a fordítás egyes lépései (Haskell-EOG, ill. EOG-VHDL átalakító és ezek almoduljai) újrahasznosíthatóak
- a forráskódban használható művelethalmaz a fordítóprogram átírása nélkül bővíthető, csupán a művelethez tartozó VHDL modult kell definiálnunk
- a Core reprezentációt kiértékelő algoritmus determinisztikus (a CλasH normalizációs lépések nem konfluensek, a determinisztikusság pedig a dokumentáció alapján nem eldönthető)

- használja a GHC simplifier mechanizmusát, így annak nagyfokú optimalizáló tulajdonságát az egész fordítás előnyére tudjuk használni (pl. lefutnak a magasszintű átírási szabályok, a rewrite rule-ok is)

Az egész fordítórendszert modulárisan építem fel annak érdekében, hogy az egyes részfeladatok jól elkülöníthetőek, a modulok közti interfészek egyszerűek és teljes mértékben definiáltak legyenek. Ezek alapján cserélhető modulokat kapunk, így a rendszer az egyes részfeladatok újrahasznosítását messzemenően támogatja.

A 1. fejezetben a be- és kimeneti nyelvek, azaz a Haskell és a VHDL sajátosságait taglalom. A 2. fejezetben ismertetem az általam kidolgozott, egysebességű (single-rate) adatfolyamokra alkalmazható fordítói módszert és fordítóprogramot, kitérve a CλasH-sel való különbségekre és hasonlóságokra. A 3. fejezetben a módszert kiterjesztem többsebességű (multi-rate) adatfolyamokra, és ehhez kapcsolódóan elkészítem a szakirodalomból [10] ismert EOG modell többsebességű környezetben is alkalmazható változatát, az MREOG-t. A 4. fejezetben konkrét példákon ismertetem a módszer működését, amit az elkészült fordítóprogram köztes reprezentációival és VHDL szimulációval illusztrálok. Az 5. fejezetben kitérek a továbbfejlesztési lehetőségekre, végül a 6. fejezetben összefoglalom a dolgozatomban elért eredményeket.

1. fejezet

A fordítás ki- és bemenete

1.1. A Haskell nyelv és sajátosságai

A Haskell nyelv egy szabványosított, általános felhasználású, tisztán funkcionális, lusta kiértékelésű, erősen típusos, polimorf típusokat támogató nyelv. Ebben a fejezetben a nyelvi sajátosságokat taglalom, amelyeket figyelembe kellett vennem a Haskell nyelvről történő fordítás során.

Az imént felsorolt fogalmak kicsit részletesebben kifejtve a következőket takarják:

- szabványosított: a nyelvnek két szabványa létezik, Haskell 98 [30] és Haskell 2010 [28] néven
- általános felhasználású: a nyelvet nem konkrét célfeladatra fejlesztették, széleskörűen használható, legyen szó tisztán algoritmikus feladatokról vagy grafikus interfésszel rendelkező programról
- **tisztán funkcionális (pure functional)**: egy függvény kimenete csak a bemeneteitől függhet, tehát a függvények mellékhatásmentesek, aminek előnye a kódoláskor történő hibázások csökkenése és a modularitás nagy fokú támogatása, ugyanis a kódrészek egymástól teljesen függetlenül tesztelhetőek ill. felhasználhatóak
- **lusta kiértékelésű (lazy evaluation)**: egy adott kifejezés csak akkor értékelődik ki, amikor a teljes program kiértékelése során erre mindenképpen szükség van (ez a call-by-need stratégia, lásd később)
- **erősen típusos**: egy változó típusa a futási időben nem változhat, vagyis különböző típusú változók között explicit konverzió szükséges (ellentétben pl. a php nyelvvel, ahol a változók típusa futásidőben változhat)
- **polimorf típusok**: paraméteres típusok, ahol a paraméterek szintén típusokat jelentenek (egy típus ezáltal specializáltabb típusok egy halmazát jelentheti - ez nagyban növeli a kód újrafelhasználhatóságát)

A funkcionális nyelvek a lambda-kalkulus-ra épülnek, ezért a következőkben a lambda-kalkulus alapjainak rövid leírása következik.

1.1.1. Lambda-kalkulus

A lambda-kalkulus megértésének jó kiindulópontja Henk Barendregt és Erik Barendsen Introduction to Lambda Calculus című műve [13]. A lambda-kalkulust lambda-kifejezések alkotják.
Egy **lambda-kifejezés** lehet

- egy egyszerű **változó**
- egy **lambda-absztrakció**, aminek a jelölése: $\lambda v.E$, ahol v egy változó és E egy lambda-kifejezés
- egy **alkalmazás**, aminek a jelölése: FE, ahol F egy lambda-absztrakció és E egy tetszőleges lambda-kifejezés

A lambda-absztrakcióra gondolhatunk úgy, mint egy függvény megtestesítőjére, az alkalmazásra pedig úgy, mint egy függvény meghívására. (később látni fogjuk, hogy ez a felfogás sántít, de most egyszerűbb csak így gondolni rá) Tekintsük pl. a következő intuitív kifejezést: $(\lambda x.2 * x + 1)3$. Ez egy alkalmazás, amely végrehajtja a benne szereplő lambda-absztrakciót a 3 bemeneti értékkel. Ha az absztrakció x változójára behelyettesítjük a 3-at, akkor már egyszerűen látszik, hogy ennek a kifejezésnek $(2 * 3 + 1) = 7$ az értéke.
A következőkben a lambda-kalkulus újabb fogalmait vezetjük be:

- **kötött/szabad változó**: Egy lambda-absztrakció kifejezésében azok a változók kötöttek, amelyek szerepelnek az absztrakció definíciójában, a többi változót szabadnak mondjuk. Tehát $\lambda x.x + y$ esetében x egy kötött, y egy szabad változó.
- **függvény**: Azok a lambda-absztrakciók tekinthetők függvénynek, amelyben nincs szabad változó. (tehát „kimeneti” értéke csak a „bemenettől” függ)
- **α-konverzió**: Alpha-konverziónak nevezzük a kötött változók átnevezését. Pl. $\lambda x.x$ alpha konverzió után kinézhet így is: $\lambda y.y$.
- **β-redukció**: A beta redukció a lambda-kalkulus legfontosabb konverziója, ez tulajdonképpen az alkalmazás végrehajtását jelenti. A fenti példánál maradva $(\lambda x.2 * x + 1)3$ a beta redukció után $(2 * 3 + 1)$ alakot vesz fel.
- **η-konverzió**: Az eta-konverziót a következő egyszerű egyenlőséggel illusztráljuk: $\lambda x.Fx = F$, ahol x változó és F egy lambda-absztrakció. Ez azt jelenti, hogy egy lambda-absztrakció, ami egy Fx alkalmazásból áll, egyszerűen helyettesíthető az alkalmazás lambda-absztrakciójával, azaz F-fel.
- **lambda lifting**: Olyan módszer, amely eltávolítja a lambda-absztrakciókon belüli szabad változókat. Ezt oly módon hajtja végre, hogy a szabad változókat kötötté teszi egy újabb lambda-absztrakció bevezetésével, amin keresztül az addigi szabad változó értékének átadása biztosítható. Funkcionális nyelvű függvényekre ez a következőképp értelmezhető. Minden szabad változó esetében létrehozunk egy újabb

paramétert, majd a kizárólag kötött változókat tartalmazó lambda kifejezéseket függvényként a globális névtérbe helyezzük. (a függvényeknek persze egyedi névvel kell rendelkezniük)

Kiértékelési stratégiák

A kiértékelési stratégiák szabályok sorozatai, amelyeket végrehajtva egy programozási nyelv kifejezése kiértékelhető, vagyis a kifejezés értéke meghatározható. Lambdakalkulusban ezeket általában redukciós stratégiáknak nevezik. A következő részben a leggyakrabban alkalmazott kiértékelési stratégiákat mutatom be:

- **call-by-value**: A mohó (más néven szigorú) kiértékelés családjába tartozó stratégia. A függvényhívás előtt kiértékeljük az összes argumentum-kifejezést, így a függvény hívásakor a már kiszámított értékeket adjuk át. Nagyon sok programozási nyelv használja ezt a módszert, nem is kell messzire mennünk, az egyik legáltalánosabban használt imperatív nyelv, a C pontosan így működik.

- **call-by-reference**: Szintén a mohó kiértékelés családjába tartozik. Az argumentumok kiértékelése itt is megtörténik a függvényhívás előtt, de a paraméterátadás a változóra mutató referencián keresztül bonyolódik, amely nagyobb méretű változó esetén jóval költséghatékonyabb lehet. A másik különbség, hogy az indirekció miatt a függvényen belül a külső változó értéke is megváltoztatható. A C++ alapértelmezetten call-by-value átadást valósít meg, de referenciát használva a call-by-reference stratégiát is támogatja.

- **call-by-name**: Lusta (nem szigorú) kiértékelésű. A függvényargumentum kifejezését nem értékeli ki a függvény hívása előtt, hanem csak egy hivatkozást (thunk) ad át a teljes argumentum-kifejezésre. Akkor értékelődik ki az argumentum, ha a függvényen belüli kiértékelés már mindenképpen szükségessé teszi ezt. Ez adja a megoldás legnagyobb előnyét, hiszen addig nem kell foglalkoznunk egy kifejezéssel, amíg biztossá nem válik annak tényleges felhasználása. Ez előny lehet akkor is, ha az argumentum kiértékelése önmagában végtelen ciklushoz vezetne, hiszen ha az argumentumot a függvényen belül nem használjuk, akkor nem állhat elő végtelen ciklus.

- **call-by-need** [11]: Lusta kiértékelésű szintén, a call-by-name stratégiától csak abban tér el, hogy az argumentumkifejezést legfeljebb egyszer értékeli ki, majd az értéket eltárolja egy változóban. Amikor a következőkben szükség van rá, az értéket a változóból veszi ki, tehát tényleges kiértékelés nem történik. A lusta kiértékelés leginkább használatos módja ez a stratégia, többek között a dolgozatom szempontjából fontos Haskell nyelv is ezen alapszik.

1.1.2. Típusrendszer

A funkcionális nyelvek típusrendszerének alapja az algebrai adattípus (algebraic data type, ADT), amely Haskell esetében a következő definíciót jelenti ([30], 4.2.1 fejezet):

```
data T t1 t2 ... tn = A a1 a2 ... ak
                    | B b1 b2 ... bl
                    | ...
                    | X x1 x2 ... xm
```

`T` a típuskonstruktor, `t1..tn` a paraméterei, `A,B..X` az adatkonstruktorok, az `a1..xm` közötti szimbólumok pedig az adott konstruktorhoz tartozó típusokat jelentik. Ez halmazelméleti nyelven megfogalmazva adatok Descartes-szorzatának összegét, vagyis megkülönböztetett unióját jelenti. Az összeg tagjait, vagyis a **típusalternatívákat** a `|` (pipe) jelöléssel kell elválasztanunk. Egy `T t1 ...tn` típusú változó bármelyik típusalternatíva szerinti értéket felvehet.

Az n-esek (hétköznapi nyelven a rekord típusok) a Descartes szorzatnak felelnek meg. Az n-eseket tekinthetjük az általános definíció egyik speciális esetének, amikor az összegnek csak egyetlen tagja van, és az adatkonstruktor `(,)` (bármennyi vessző szerepelhet) alakban adott. A nyelvben a szokványos n-es jelölés, pl. `(a,b,c,d)` csak egy szintaktikai édesítőszer, tehát egy jobban olvasható leírása a `(,,,) a b` struktúrának. Néhány példa algebrai adattípusok megadására [5]:

```
data Bool = False
          | True

data Maybe a = Nothing
             | Just a

data Either a b = Left a
                | Right b
```

A `Bool` a szokásos boolean típusnak felel meg, két egyszerű konstruktora van, `False` és `True` néven, az ilyen típusú kifejezés csak ezt a két értéket veheti fel. A `Maybe a` ettől annyiban tér el, hogy amikor a `Just` konstruktort használjuk, akkor meg kell adnunk egy tetszőleges típusú kifejezést is. (pl. `Just "szoveg"`). Az `Either a b` ennél is tovább megy, ez arra jó, hogy egy típusba foglaljon össze két egymással nem kompatibilis kifejezést. Pl. egy ilyen típusú kifejezés lehet `Left "szoveg"`, vagy `Right 67`.

A Haskell szabvány bevezeti a **típusosztály** fogalmát. Egy típusosztály függvényeket deklarál, amelyeket csak a típusosztályba tartozó típusokra lehet alkalmazni. Egy típusosztályt példányosítva konkrét típusok esetére megadhatjuk a függvények definícióját, így a különböző típusokra különböző függvényimplementáció adható. Egy egyszerű példa a `Num` típusosztály, amely algebrai függvényeket deklarál (pl. `(+)`, `(-)`, `(*)`). Az `Int` típus többek között a `Num` típusosztálynak is tagja, mert létezik egy `Num Int` példányosítás. Ebben a példányosításban az algebrai műveleteket az `Int` típus szerint implementálták, így pl. két `Int` típus összeadása esetén az itt definiált kód hajtódik végre.

1.2. A Haskell GHC fordító föbb tulajdonságai

Jelenleg a GHC számít „de facto standard” Haskell fordítónak, versenytársai funkcionalitásban csak messze lemaradva követik. A dolgozatom szempontjából nagyon fontos volt megismernem a GHC fordító működését, ezért jelen fejezetben kitérek azokra a megismert tulajdonságokra, amelyekre a fejlesztés során nagy szükség volt.

1.2.1. Köztes reprezentáció - a Core nyelv

A GHC egy köztes nyelvet, a Core [35] struktúrát használja az éppen fordított kód egyszerűsített reprezentálására, ami tulajdonképpen egy lambdakalkulus elveit követő **AST** (absztrakt szintaxisfa) reprezentáció. Az optimalizációs lépések nagy része ezen a nyelven történik, ezekre a transzformációkra éppen ezért szoktak Core2Core néven is hivatkozni.

A Core lényegretörő definíciója:

```
data Expr b = Var Id
            | Lit Literal
            | App (Expr b) (Arg b)
            | Lam b (Expr b)
            | Let (Bind b) (Expr b)
            | Case (Expr b) b Type [Alt b]
            | Cast (Expr b) Coercion
            | Note Note (Expr b)
            | Type Type

type Alt b = (AltCon, [b], Expr b)

data Bind b = NonRec b (Expr b)
            | Rec [(b, Expr b)]
```

Az egyes kifejezések jelentése:

- *`Var Id`*: Egy változó használatát jelenti. Ez tulajdonképpen egy hivatkozás a legfelső szinten megadott globális, vagy a *`Let`* kifejezéssel leírt lokális változókötésre (más néven összerendelésre).
- *`Lit Literal`*: Konstanst jelöl. A konstansoknak egy szűk halmazát adhatjuk meg, az összes többi konstans ezekből származhat. (pl. az *`App`* kifejezéssel, adatkonstruktort alkalmazva) Néhány jellemző típus: *`Int#`*, *`Int64#`*, *`Float`*, *`Double`*, *`FastString`*
- *`App (Expr b) (Arg b)`*: Egy lambda-kalkulus szerinti alkalmazást jelöl, ezek alapján csak egyetlen argumentuma lehet. Több argumentumú függvényeket egymásba ágyazott alkalmazásokkal írhatunk le, így pl. az 1 és 2 számok összeadása a következőképp néz ki: *`App (App (Var (+)) (Lit 1)) (Lit 2)`*. A példából az is kiderül, hogy a *`(+)`* függvény itt egy változón keresztül jelenik meg, tehát egy előzőleg definiált függvény alkalmazására változóval hivatkozunk. A GHC az adatkonstrukciókat is alkalmazásként kezeli, tehát algebrai típusú konstansokat is csak az *`App`* segítségével írhatunk le.

- *Lam b (Expr b)*: Egy lambda-absztrakciót definiál. A lambda-absztrakció tulajdonképpen nem más, mint egy kifejezés burkolva, aminek egyetlen kötött paramétere van (a kifejezés első, itt *b*-vel jelölt paramétere). Minden függvénydefiníció Coreban történő ábrázolása lambda-absztrakcióval történik. Több argumentum esetén az *App*-hoz hasonlóan egymásba ágyazott *Lam* kifejezések szerepelnek, így pl. az összeadásnál: *Lam(a)(Lam(b)(...))*

- *Let (Bind b) (Expr b)*: Változó-kifejezés összerendelést (*Bind*, lásd később) és egy további kifejezést (*Expr*) definiál. A változó használata minden esetben a már bemutatott *Var* kifejezéssel írható le. A call-by-need kiértékelés miatt egy *Let* csomóponthoz érve csak az *Expr* kifejezéssel kell érdemben törődni, az összerendelésben található kifejezéssel annak használatáig nem kell foglalkoznunk.

- *Case (Expr b) b Type [Alt b]*: A Core nyelv kétségkívül legbonyolultabb szerkezete egy elágazást (*case*) reprezentál. A Haskell forráskód *case* és *if* kifejezései biztosan erre fordulnak, de emellett a változók illesztésére is ezt a formát használják. Az *Expr* itt az a kifejezés, ami alapján kiválasztásra kerül az alternatívák közül egyetlen ág. (a szakirodalomban erre a kifejezésre **scrutinee** néven hivatkoznak) A *b* egy változó kötés (hasonlóan a *Lam b*-jéhez), ez a teljes scrutinee-t köti az itt megadott változóra, ez azért fontos, hogy a továbbiakban hivatkozni lehessen a teljes kifejezésre. A *Type* a *Case* visszatérési értékének típusa, az *[Alt b]* tömb pedig az alternatívák leírása, amiről még szó lesz.

- *Cast (Expr b) Coercion*: Explicit típuskonverzió.

- *Note Note (Expr b)*: A Core fában lehetőség van megjegyzést elhelyezni, ezt a *Note* kifejezéssel tehetjük meg.

- *Type Type*: Típusdefiníció, a Core legfelső szintjén lehet megtalálni.

- *(AltCon, [b], Expr b)*: A *case* alternatívák ebben a formában jelennek meg. *AltCon* az alternatíva konstruktora, ami adatkonstruktor vagy literál lehet. A *[b]* tömb azokat a változókat tartalmazza, amiket az *AltCon* szerinti paraméterekhez kötünk, az *Expr b* pedig az adott alternatíva esetén kiértékelendő kifejezés.

- *NonRec b (Expr b)*: Nemrekurzív összerendelést definiál. A *b* változót és az *Expr* kifejezést rendeli össze, a kifejezésre ezek után a Core *Var* bejegyzésével hivatkozhatunk, megadva a kötött változó, azaz a *b* nevét. Az *Expr* kifejezésben csak a fában ezt a pontot megelőző összerendelésre hivatkozhatunk.

- *Rec [(b, Expr b)]*: Rekurzív összerendeléseket definiál. Egy-egy összerendelés a *b* paraméterben adott változót és az *Expr* paraméterben adott kifejezést rendeli össze. Az *Expr* kifejezésben a fában ezt a pontot megelőző összerendelésre, vagy a saját *Rec* kifejezésben felsorolt többi összerendelésére hivatkozhatunk. (ez a lényegi különbség a rekurzív és nemrekurzív összerendelés között) A kölcsönös hivatkozás kizárólag rekurzív összerendeléssel valósítható meg.

1.2.2. Primitív típusok

Primitív típusnak nevezzük a GHC beépített típusait, vagyis azokat a típusokat, amelyek alapértelmezetten nem szerepelhetnek a fordítandó kódban. A primitív típusok között megtaláljuk többek között a natív környezet típusait, a mai szokványos számítógépes környezetben 32 vagy 64 bites integert (*Int#*), a float (*Float#*) és a double (*Double#*) lebegőpontos típusokat. (a zárójeles nevek a típusok GHC szerinti nevei) A primitív típusok azonosítója konvencionálisan a kettőskereszt karakterrel zárul.

Egy primitív típus lehet **csomagolt** (boxed) vagy **csupasz** (unboxed) attól függően, hogy megvalósítása pointerrel (indirekt) vagy érték alapján történik. Az előbb felsorolt típusok mind csupasz típusok, de a *ByteArray#* pl. már csomagolt.

A primitív típusokat saját programjainkban is használhatjuk, ha a GHC.Prim modult importáljuk, és a kettőskereszt karakterek használatát fordítói opcióval engedélyezzük. ([34], 7.3.2 fejezet)

A primitív típusok azért fontosak számunkra, mert a GHC típusrendszer alapját képezik, tehát ezeket mindenképpen tudnunk kell ábrázolni hardverben. A legegyszerűbb típusok, így az *Int*, *Integer*, *Float* és *Double* is ezeknek a típusoknak a csomagolt változatai, ahogy az a GHC forrásfájljaiból ki is derül:

```
-- GHC.Types modul:
data Int     = I# Int#
data Float   = F# Float#
data Double  = D# Double#

-- GHC.Integer.Type modul:
data Integer = S# Int#              -- small integers
             | J# Int# ByteArray#   -- large integers
```

Látható, hogy ezek az egyszerű, leggyakrabban használt típusok is ADT-k. Az *Int* például egy *I#* adatkonstruktorral és az *Int#* primitív típussal képzett típus. Az *Integer* korlátlan méretű egész számot tárolhat, így a megvalósítása is körülményesebb. Attól függően, hogy épp milyen nagyságrendű értéket tartalmaz, lehet az *Int*-hez hasonló (erre szolgál a *S#* konstruktor) és lehet egy kellően nagy tömb által megvalósított (erre szolgál a *J#* konstruktor).

A nyilvánvaló aritmetikai műveleteknek is mind-mind megvan a primitív megfelelője, így az összeadás a *(+#)*, a szorzás pedig a *(*#)* primitív műveletekkel valósítható meg. A GHC.Prim modulban található ezeknek a műveleteknek a „virtuális” definíciója, vagyis egy *let x = x in x* kifejezés, ami tényleges funkcióval nem rendelkezik, ugyanis a primitív műveleteknek már közvetlenül natív kódra kell fordulnia.

A *Num* típusosztályt megvalósítja többek között az *Int* és az *Integer* típus is, emiatt mindkét típushoz definiálni kellett a megfelelő aritmetikai műveleteket. Ez *Int*-ek összeadásánál annyit jelent, hogy a GHC **kicsomagolja** (**unboxing**) a bemeneteket *Int#* primitív típusra, majd ezeken végrehajtja a *(+#)* primitív műveletet, végül az eredményt újra **becsomagolja** (**boxing**). Pontosan ezen az elven működik a *GHC.Base.plusInt*

függvény, amit a *Num Int* példányosítás összeadás függvénye hív a *GHC.Num* modulban.

Az *Integer* esetében ennél sokkal bonyolultabb a helyzet, hiszen bármilyen nagyságú számokat is tartalmazhat (persze a számítógép memóriájának függvényében), amiket a véges, *Int#* típusú *(+#)* művelet – rosszabb esetben - egymás utáni végrehajtására kell leképeznie.

Esetünkben nagyon fontos kérdés, hogy az egész típusú literálok hogyan szerepelnek a Core reprezentációban. A *Literal* adattípus *MachInt* konstruktora *Int#* értéket szolgáltat, így a Core fában megjelenik a csomagoláshoz szükséges adatkonstruktor is:

```
app GHC.Types.I\#
  lit 2
```

Egy 32 bitnél nagyobb *Integer*, történetesen a $7 * 10^9$ esetében a Core a következő, körülményes formát veszi fel:

```
app GHC.Integer.plusInteger
  app GHC.Integer.smallInteger
    lit 557549059
  app GHC.Integer.timesInteger
    app GHC.Integer.smallInteger
      lit 3
    app GHC.Integer.smallInteger
      lit 2147483647
```

Ha belegondolunk, hogy a 32 bites architektúrán ez a szám egyetlen natív konstanssal nem lenne reprezentálható, akkor teljesen logikus, hogy már a Core reprezentációban is csak 32 biten ábrázolható konstansok és műveletek lehetnek. Ez a továbbiakat annyiban érinti, hogy egy nagyobb szám esetében az aritmetikai műveletek és a konstansok több primitív műveletet eredményeznek, holott egy hardverben tetszőleges bitszámú aritmetika kialakítható, így erre a „bonyolításra" nem lenne szükség.

1.2.3. Függvénybehelyettesítés

A **behelyettesítés** az a kódtranszformáció, ami egy függvény hívási pontjára a függvény törzsét bemásolja. (a szakirodalom az *inline* mellett *unfold* néven is hivatkozik erre a transzformációra, lásd pl. a GHC kézikönyvét [34]) Megjegyzendő, hogy a behelyettesítés lambda-kalkulus szerinti megfelelője a β-redukció.

A fordítás egyik kulcsfontosságú kérdéséhez értünk, ami mind processzoros, mind hardveres rendszer esetén nagyban kihat a futtatás hatékonyságára. Processzoron történő futtatás esetében a behelyettesítés gyorsabb futást eredményezhet (hisz a függvényhívásból eredő overhead eltűnik), viszont jó esély van arra, hogy a program bájtkódja ezáltal növekszik, mert adott esetben több helyre is bemásoljuk ugyanazt a kódot. Ezek alapján

az egyik alapvető szabály, hogy a kizárólag egyszer meghívott függvényekre mindenképpen végre kell hajtani az inlining-ot, ez ugyanis bájtkód növekedést nem okoz, ellenben gyorsabb futást eredményez(het).

A GHC egy összetett eljárással dönti el, hogy egy függvényt behelyettesít-e vagy sem [31]. Az összetettség ellenére vannak alapelvek [6], amik könnyen megérthetőek és ezeket ismerve egyszerűbben tudjuk befolyásolni a GHC behelyettesítési mechanizmusát, ezért most ezekre térek ki. A GHC simplifier programrésze akkor hajt végre automatikus behelyettesítést,

- ha a függvény mérete nagyon kicsi, vagy
- ha a modul export listájában nem szerepeltetjük a függvényt és a modulon belül csak egyszer hívjuk (általánosabban: ha a függvényt biztosan csak egyszer hívjuk meg)

További megjegyzések:

- Ha a modul export listájában szerepel a függvény, akkor a modul fordításánál még nem garantálható, hogy azt csak egy helyről fogjuk meghívni, mert hívhatjuk pl. másik modulból.
- Ha a modul fejlécét megadjuk, de az exportlistát elhagyjuk, az azt jelenti, hogy minden függvényt exportálunk.
- Ha modul fejlécet nem írunk, az eredmény a `module Main where` fejléccel ekvivalens lesz, tehát itt is minden függvényt exportálunk

Hardveres környezetben sokkal egyszerűbbé válhat a megvalósítás a behelyettesítő transzformációk elvégzése után. Ilyen esetben az adatfolyam egyszerű marad, egy adott feldolgozóegység az adatfolyamban csak egyszer fog szerepelni, így költséges multiplexerekre sincs szükség. Kizárólag nagyon költséges függvény esetén van értelme behelyettesítés nélküli megoldásban gondolkodni, tehát amikor a multiplexer beillesztésével jobban járunk, mint a műveletek megfelelő számú sokszorosításával. (ez persze a futási időt is megnövelheti, mert egy feldolgozóegység párhuzamosan több feladatot nem tud ellátni)

A behelyettesítésnek van még egy árnyoldala, ez pedig az információvesztés. Behelyettesítés esetén az inline függvény neve eltűnik, és az az információ is elvész, hogy az adatfolyamgráfban mely csomópontok halmaza alkotta az eredeti függvényt. Ezzel az információvesztéssel a teljes függvényt már nem tudjuk egy feldolgozóegységként kezelni, amivel esetleg későbbi optimalizálási lehetőségeket veszíthetünk.

Polimorf függvény implementálása hardverben túlságosan költséges és ésszerűtlen lenne, mivel akkor a változó típusát, egy metaadatot is nyilván kellene tartanunk. Ennek az a következménye, hogy egy polimorf függvény más-más típusparaméterrel történő hívása más-más tényleges függvény hívásának (nem ugyanazon függvény több helyről történő hívásának) számít, tehát ez nem zárhatja ki a behelyettesítést. A gyakorlatban ezt a speciális esetet úgy tudjuk megoldani, hogy első lépésben specializáljuk a függvényt (behelyettesítjük a típusparamétereket), majd csak egy második lépésben hajtjuk végre a behelyettesítési algoritmust.

1.3. A VHDL nyelv és sajátosságai

A VHDL az egyik legelterjedtebben használt hardverleíró nyelv, amely FPGA és ASIC áramkörök implementálására, szimulálására és dokumentálására szolgál. A VHDL nyelvet az IEEE 1076-os szabványa rögzíti, amelynek legelső verzióját 1987-ban, legfrissebb verzióját [23] pedig 2008-ban adták ki.

A jelenlegi szabvány nagyon terjedelmes (640 oldal), ebben nagyon sok nyelvi kifejezést és lehetőséget definiáltak, ám a kereskedelmi szintézer programok ezeknek csak egy részét támogatják. Ahhoz, hogy a dolgozatom során leírt fordítóprogram a lehető legtöbb szintézerrel együttműködjön, a továbbiakban csak az itt bemutatott egyszerű és általánosan használt kifejezéseket fogom használni.

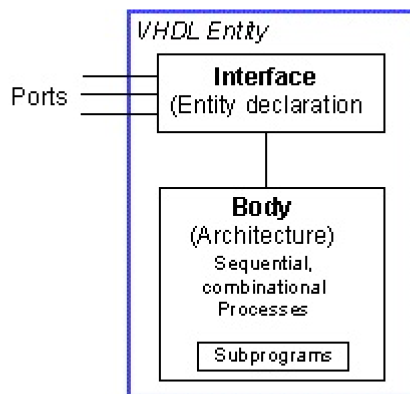
Egy hardverleírás és egy szoftveres programnyelv között a legnagyobb különbség, hogy a szoftver egy processzorban fut, ezért egymás után végrehajtandó utasításokra kell fordítani, míg a hardverleírás vezetékeket, logikai kapukat, regisztereket, stb. ír le statikus módon. Éppen ezért a deklaratív nyelvekhez hasonlóan a VHDL kifejezések sorrendje ugyancsak nem számít.

Egy VHDL modul az 1.1. ábrán vázolt felépítéssel rendelkezik. Minden modul két fontos részből áll. Az egyik az ***entity*** deklarációja, ami a modul interfésze, tehát a portokat és a generikus paramétereket írja le. A másik az ***architecture***, ami a modul törzse, tehát a belső strukturát és viselkedést írja le az 1.2. ábrán látható formában. (a `--` jelek a VHDL kódban megjegyzések írására szolgálnak)

Ha használni szeretnénk egy másik modult, akkor azt példányosítani kell. Ehhez az architecture-ben deklaráljuk a modult a ***component*** kulcsszóval ill. a törzsben el kell végeznünk a konkrét példányosítást.

Az ***architecture*** **viselkedési** és **strukturális** model szerint írható le, vagy akár ezeket vegyesen is használhatjuk. A strukturális leírás (1.3. ábra) azt jelenti, hogy modulokat példányosítunk, és csupán az azok közti összeköttetéseket, azaz csak a strukturát írjuk le. A viselkedési model szerint (1.4. ábra) konkrét logikát, áramköri elemeket használunk műveletek formájában.

A megvalósított fordítóprogramban csak a legszükségesebb típusokat használom. Az *std_logic* az egy bites vezeték, az *std_logic_vector* pedig több bites vezetékek deklarálására szolgál, és a legfelsőbb szintű modulban ezeken kívül nincs szükség más típusokra.



1.1. ábra. *VHDL modulok felépítése [9]*

```
entity NAME_OF_ENTITY is [ generic generic_declarations );]
     port (signal_names: mode type;
           --
           signal_names: mode type);

end [NAME_OF_ENTITY] ;

architecture architecture_name of NAME_OF_ENTITY is
  -- Declarations
  --   components, signals, constants,
  --   functions, procedures, types

begin
  -- Statements
end architecture_name;
```

1.2. ábra. *VHDL modulok szöveges váza*

```
architecture structural of BUZZER is

  component AND2
    port (in1, in2: in std_logic;
          out1: out std_logic);
  end component;
  -- declaration of signals used to interconnect gates
  signal DOOR_NOT, SBELT_NOT, B1, B2: std_logic;

begin
  -- Component instantiations statements
  U2: AND2 port map (IGNITION, DOOR_NOT, B1);
end structural;
```

1.3. ábra. *VHDL strukturális leírás példa [9]*

```
architecture behavioral of AND2 is
begin
  out1 <= in1 and in2;
end behavioral;
```

1.4. ábra. *VHDL viselkedési leírás példa [9]*

2. fejezet

A fordítási módszer alapelvei és megvalósítása

A most következő fejezetben az általam fejlesztett fordítási módszert mutatom be, amelyet Haskell nyelven implementáltam is a módszer tesztelhetőségét elősegítve. A módszer, vagyis a fordítóprogram követelményeinek elemzését, architektúráját, a köztes adatstruktúrákat és az egyes modulok algoritmusait részletezem a most következő oldalakon.

Ahogy a bevezetőben leírtam és indokoltam, az általam választott funkcionális nyelv a Haskell, ennek értelmében az elkészítendő eljárás ill. szoftver egy Haskell és VHDL nyelv közötti fordítóprogram. A fejlesztés ezen túlmenően további döntéseket igényel, így következő lépésként meghatároztam a fordítóprogrammal szemben támasztott követelményeket:

1. a Haskell forráskód és VHDL leírás közötti fordítás legyen teljesen automatikus
2. fordítás során a felhasználó kapjon hibaüzenetet, ha a forráskód szintaxisa nem megfelelő, vagy ha egy Haskell kifejezés a megkötések miatt nem használható
3. a program moduláris felépítésű legyen, hogy az egyes részek a jövőben minden további nélkül újrahasználhatóak legyenek
4. a jövőben könnyen, tehát a főbb modulok legfeljebb minimális módosítása után implementálhatóak legyenek optimalizációs algoritmusok
5. a forráskód megkötéseit ne kelljen teljes egészében a fejlesztési periódus elején meghatározni, vagyis a használható Haskell kifejezések lehetőleg a fordítóprogram utólagos fejlesztése nélkül, dinamikusan bővíthetőek legyenek

A moduláris felépítés akkor előnyös, ha a modulok közötti interfészek egyszerűek és jól meghatározottak. Ennek szellemében interfészként adatfolyamgráfot vezetek be, ami így a Haskell és VHDL nyelvek közötti fordításnál köztes reprezentációként fog szolgálni. A választást az indokolja, hogy egy adatfolyamgráfból viszonylag egyszerűen generálható hardverleírás. Röviden összefoglalva úgy, hogy a gráf csomópontjait a hardverleírás operátoraira vagy moduljaira képezzük le, a gráf élei pedig egyszerűen vezetékek lesznek. A Haskell nyevű forráskódból tehát ebben az esetben adatfolyamgráfot kell készítenünk, ami

az alőbbinél komplikáltabb feladat, de erre a jelen fejezetben kidolgozott módszer megoldást ad.

Mivel a fordítás végső kimenete órajelvezérlést magában foglaló hardverleírás lesz, az adatfolyamgráfot érdemes **SDF**-ként (szinkron adatfolyamgráf) [26] felfogni. Első közelítésben az SDF egyszerűsített, homogén változat (HSDF) vizsgálom, ami csak olyan műveleteket enged meg, amelyek a bemenetről egyetlen adatot (tokent) mintavételezve egyetlen adatot (tokent) szolgáltatnak kimenetükön. Az ilyen adatfolyamokat **egysebességű** (single-rate) [15] adatfolyamoknak nevezzük. Később látni fogjuk, hogy az egysebességű adatfolyamok kizárólagossága nagyban korlátozza a fordító bemenetére adható algoritmusokat. Erre a problémára a módszer a 3. fejezetben leírt kiterjesztése fog megoldásként szolgálni.

HSDF-ből több féle konkrét modell [33] is létezik, de mivel ezek között számottevő különbség nincs, a választásom az **EOG** (elemi műveleti gráf) [10] megoldásra esett. Ehhez a modellhez PIPE néven rendelkezésre áll egy, az Irányítástechnika és Informatika Tanszéken fejlesztett pipeline optimalizációs módszer és programcsalád is, ezáltal a 4. követelmény szintén teljesül.

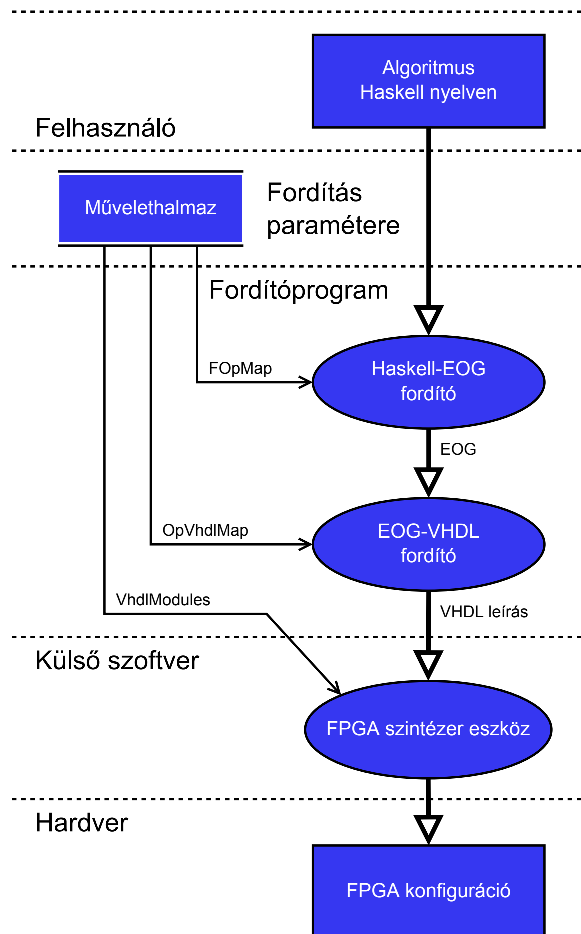
Az EOG tehát két részre, egy Haskell-EOG és egy EOG-VHDL fordítóra osztja a teljes problémát, és ezzel tk. az általános fordítóprogramokból már ismert frontend-backend struktúrát kapjuk.

A forráskódi megkötések dinamikus változtathatóságát (5. követelmény) a művelethalmaz fogalmának bevezetésével valósítottam meg. A **művelethalmaz** körülhatárolja azokat a műveleteket (függvényeket), amelyeket a forráskódban felhasználhatunk, és amelyeket használva a fordítóprogram helyes kimenetet generál. Ettől eltérő műveleteket használva a programnak hibajelzést kell adnia, mert az így leírt forráskód az adott művelethalmaz szerint nem fordítható. Ha a dinamikus változtatás célját el szeretnénk érni, akkor a művelethalmazt a fordítóprogram futási idejében szükséges kiértékelni.

Ezen megfontolásokat alapul véve kialakítottam a 2.11. ábrán látható, DFD (adatfolyam diagram) jelöléssel ábrázolt architektúrát.

A bemeneti adat tulajdonképpen a felhasználótól érkező algoritmus Haskell nyelvű forráskód formájában, amit a fordító Haskell-EOG modulja dolgoz fel első lépésként. A modul felhasználja a művelethalmaz függvény-művelet leképzését (FOpMap) mint másik fontos bemenő adatot, és a transzformációkat elvégezve kimenetként szolgáltat egy EOG-ben reprezentált algoritmusleírást.

Az EOG-VHDL fordító az EOG reprezentációból automatikusan generál egy VHDL modult, amely az algoritmus konkrét műveleteket nem tartalmazó hardveres váza, azaz strukturális leírása lesz. A kimeneten megjelenő VHDL modul példányosíthat egyéb, a művelethalmazban definiált VHDL modulokat, ezek tartalmazzák a műveletek hiányzó implementációit. Az így adódó VHDL fájlok együttesen adják az algoritmus hardveres leírását, amit átadva egy kereskedelemben kapható FPGA vagy ASIC szintézernek, a kívánt hardvermegvalósítást kaphatjuk.



2.1. ábra. *A fordító architektúrája*

2.1. Az egyes modulok interfészei

Ebben a fejezetben sor kerül az imént felvázolt modulok ki- és bemeneti interfészeinek részletes ismertetésére, tehát a forráskód, az elemi műveleti gráf, a VHDL kimenet és a művelethalmaz csatolási felületeinek bemutatása következik.

2.1.1. Bemeneti forráskód

A művelethalmaz bevezetése miatt a konkrét, fordítandó függvényeket nem kellett a fejlesztés kezdetén meghatároznom, mert azokat csak az aktuálisan használt művelethalmaz fogja korlátozni. Ennek ellenére fontos kizárni a fordítóprogram által nem értelmezhető forráskódi kifejezéseket, és ezzel körülhatárolni a Haskell nyelv bemenetként használható részhalmazát.

Egy megkötések nélküli Haskell kód hardverként sajnos aligha lenne implementálható, gondoljunk pl. az adatrekurziót vagy függvénytípust tartalmazó ADT-re. Az adatrekurzió egyik egyszerű esete a lista, ami elméletben akár végtelen hosszú is lehet, így világos, hogy megfelelően alacsonyan tartott korlát nélkül hardverben nem implementálható. Ennek megfelelően minden adatrekurziót vagy paraméterként függvényt tartalmazó ADT-t ki kell zárnunk a fordítható típusok közül. Ezeket a típusokat más, hardverkompatibilis

típusokkal kell a jövőben helyettesítenünk.

Az általános korlátozások után térjünk át a használható függvények kérdéskörére. A továbbiakban **elemi függvény** néven hivatkozom minden, a művelethalmazban leírt, közvetlenül hardverre fordítható függvényre.

A forráskódban használható elemi függvényeket a gyakorlatban úgy tudjuk a művelethalmaz elemeire korlátozni, hogy elkerüljük a Haskell szabványt implementáló GHC modul, vagyis a *Prelude* importálását. Ezt a következő nyelvi pragma segítségével érhetjük el:

```
{-# LANGUAGE NoImplicitPrelude #-}
```

A megoldás lényege az, hogy a művelethalmazban definiált elemi függvényeket a *Prelude* helyett az *InstructionSet.hs* importálásán keresztül érhetjük csak el, és ennek maradéktalanul teljesülnie kell minden fordítandó modulra.

Az elemi függvényeken kívül csak olyan függvényeket használhatunk a forráskódban, amiket mi magunk definiáltunk, és így igaz rájuk a fenti szabály, vagyis, hogy a *Prelude* helyett az *InstructionSet* modul műveleteit használják. Az ilyen, általunk megadott függvényekre a továbbiakban **összetett függvény** néven fogok hivatkozni. Egyetlen összetett függvényt minden forráskódnak konvencionálisan tartalmaznia kell, ez pedig a *hwmain*, ami a szoftveres *main*-hez analóg módon hardveres topmodulként fog szolgálni.

A forráskód egy lehetséges példája:

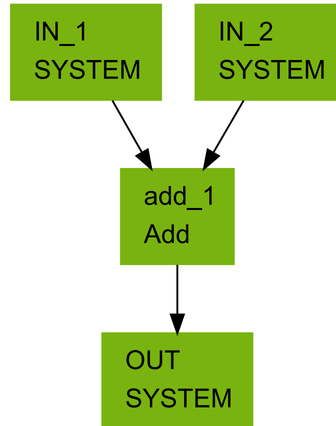
```
{-# LANGUAGE NoImplicitPrelude #-}
module Adder(hwmain) where

import InstructionSet

hwmain :: Int -> Int -> Int
hwmain a b = a+b
```

Ez a példa egy nagyon egyszerű összeadó áramkört valósít meg. Látható, hogy a *Prelude* helyett itt az *InstructionSet* modult importáljuk, és a kód egy összeadót valósít meg.

2.1.2. Elemi műveleti gráf

Az EOG a jelen rendszer egy nagyon fontos köztes reprezentációja, amelyet interfészként használva a teljes feladatot két jól elkülönülő részfeladatra osztjuk. Az EOG részletes leírása [10] helyett itt csak egy gyors áttekintés következik a lényegi kérdésekről. Az EOG egy adatfolyam hálózatok leírására szolgáló gráf, amelynek csomópontjai az adatfolyam hálózat **műveletei**, élei pedig a műveletek közötti **adatfolyamok**. Egy egyszerű összeadó EOG reprezentációja látható a 2.2. ábrán.

A csomópontokon a művelet azonosítóját, ill. alsó sorban annak típusát lehet látni. Az ábrán egyetlen valódi, add típusú művelet mellett szerepelnek még a ki- és bemenetek jelzésére szolgáló csomópontok, SYSTEM típusnévvel.



2.2. ábra. *Egy összeadó elemi műveleti gráfja*

A gráfot egy nagyon egyszerű formátumú fájl ([10], 13. fejezet) segítségével írhatjuk le. A fájl három féle sort tartalmazhat, definiálhatunk művelettípusokat, megadhatunk műveleti csomópontokat és beszúrhatunk megjegyzéseket.

A 2.2. ábra szerinti összeadó szöveges leírása pl. a következő:

```
## a művelettípusok következnek (ez egy megjegyzés)
# type    add       1
# type    SYSTEM    0

## a műveleti csomópontok leírása követezik (ez is megjegyzés)
IN_A      SYSTEM
IN_B      SYSTEM
add_1     add       IN_A      IN_B
OUT       SYSTEM    add_1
```

A ***# type*** kulcsszó segítségével definiáljuk az ***add*** és a ***SYSTEM*** művelettípusokat, és megadjuk azoknak órajelben kifejezett adatfeldolgozási idejét, vagyis azt az időt, ami a bemenet mintevételezése és az eredmény kimenetre való kiadása közötti órajelek száma, azaz **latency**-jét (lappangási idő). (a következő példákban helytakarékosság miatt a típust csak akkor fogom szerepeltetni, amikor a latency is fontos szempont)

A csomópontok megadásakor először az azonosító szerepel, ezt követi a típus, majd azoknak a műveleteknek az azonosítói következnek, amelyek az adott művelet bemenetére csatlakoznak. Az egyes adatok között whitespace karaktereknek kell szerepelniük. A típusokat az eredeti leírástól eltérően a későbbiekben karakterfüzérként, idézőjelek között fogom szerepeltetni.

Az EOG szöveges leírásából látható, hogy egy műveletnek csak egyetlen kimenete lehet, viszont az az egy kimenet bármennyi művelet bemenetére csatlakozhat. Ebből az következik, hogyha minden művelethez hozzárendeljük a kimenetének adattípusát, akkor ezzel lényegében meghatároztuk az összes adatút típusát is.

2.1.3. Kimeneti hardverleírás

A kimeneti VHDL leírás az EOG-VHDL részegység által generált topmodulból és a művelethalmazban definiált, az elemi függvények viselkedésével megegyező VHDL modulokból áll. Ezek a VHDL modulok fájlok formájában jelennek meg, amelyek együttesen átadhatóak pl. egy FPGA szintézer programnak.

A most következő részben a megoldásomban alkalmazott kimeneti VHDL formátum bemutatása következik.

Algebrai adattípus kódolása

A forráskód típusrendszerének alapja az ADT, így ennek hardveres ábrázolásáról szót kell ejteni. Egy ADT-vel megadott változó egyszerűen ábrázolható bitvektorként, aminek felső k bitje a konstruktornak fenntartott szakasz, ami abban az esetben használatos, ha az adott típusú változó egynél több konstruktor használatát teszi lehetővé, vagyis egynél több **típusalternatívával** rendelkezik). Egyetlen lehetséges konstruktor esetében $k = 0$, azaz a konstruktornak szánt biteket nem használjuk. A felső k bit alatti bitek a konstruktort követő értékek kódolására szolgálnak.

Az, hogy a felső k bit alatti bitvektorrészlet milyen elosztásban tartalmazza az egyes értékeket, a konstruktortól függ. Az ADT-nek megfelelő teljes bitvektor hossza a legtöbb bitet igénylő típusalternatíva hosszával egyenlő. Ha egy adott típusalternatíva esetében az ábrázolás kevesebb bitet igényel, mint a teljes bitvektor szélessége, akkor a fennmaradó bitek értéke konvencionálisan *0*.

Az imént leírt reprezentációt egy példán fogom demonstrálni. A *Maybe Int* ADT-hez a következő bitvektort kell létrehoznunk:

32. bit	31-0. bitek
Konstruktor	Int

A konstruktor elfér egy biten, hiszen a *Maybe a* típus esetén értéke *Nothing* ill. *Just* lehet csak.

Ezek alapján néhány konkrét konstans ábrázolása:

```
Nothing => 100000000000000000000000000000000
Just 64 => 000000000000000000000000001000000
Just 31 => 000000000000000000000000000011111
```

Ebben a példában a *Nothing* konstruktor kódja *1*, a *Just* konstruktor kódja *0* (ezek láthatóak az MSB-n), a fennmaradó 32 bit pedig az *Int* triviális ábrázolása.

Vezérlési szerkezet leképzése

A szakirodalomban [10] két, alapjában különböző vezérlési szerkezetet különböztetnek meg, az egyik egy központosított vezérlőáramkört feltételez, a másik pedig elosztottan,

minden művelethez saját sorrendi hálózatot társítva oldja meg a vezérlés problémáját. Választásom az elosztott vezérlésre esett, ez ugyanis teljes mértékben skálázható és az adatfolyam-szemlélettel sokkal inkább összeegyeztethető eljárás.

Ezek alapján minden egyes művelethez csatolunk egy DCC-t (elosztott vezérlő cella). Az egyszerű műveletek esetében ez egy nagyon egyszerű kapcsolás, tulajdonképpen csak annyi a feladata, hogy amint az összes bemenetén vezérlőjel érkezett, a kimeneti vezérlőbitet aktívra állítja, ezáltal az adatfolyamban következő műveletet értesíti a művelet befejeztéről. Ez a funkcionalitás egy egyszerű ÉS kapuval megvalósítható.

A vezérlőbitek tulajdonképpen azt jelzik, hogy a hozzá tartozó adatúton éppen érvényes adat van-e.

A konkrét megvalósítás a DCC-hez tartozó csomópont t lefutási idejétől függ. Ha egy olyan csomópontról van szó, amely csak egy kombinációs hálózatot tartalmaz ($t = 0$), akkor egyszerű ÉS kapuról beszélünk, ha viszont $t > 0$, akkor az ÉS kapu kimenetére egy t hosszú késleltetést is implementálnunk kell.

Műveletek kombinációs hálózatként

Legegyszerűbb esetben az elemi függvény funkcionalitásának megfelelő EOG művelet egy egyszerű kombinációs hálózattal megvalósítható. A kombinációs hálózat típusú műveletek VHDL nyelven történő leírását az eddig is használt példán, az összeadás műveleten mutatom be. A 2.3. ábrán látható a művelet VHDL kódja és az ebből Xilinx ISE által generált RTL kapcsolási rajz.

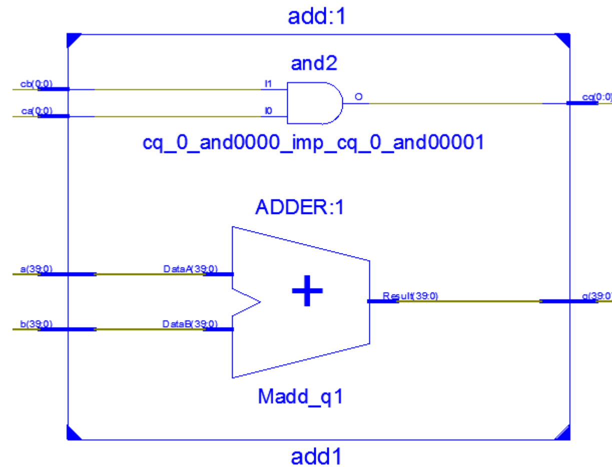
Az `entity` rész meghatározza a VHDL modul interfészét, az `architecture` pedig a belső viselkedést írja le. Látható, hogy bitvektorként két bemenetünk és egy kimenetünk van, a kimeneti érték pedig a két bemenet összege. Ugyancsak két bemenet és egy kimenet szolgál a vezérlés lebonyolítására, de ezek már egy bites portok. Mivel a modul egy egyszerű kombinációs hálózat, megjegyzésben fel kell tűntetnünk a `0` átfutási időt, erre szolgál a `-latency = 0` sor.

Minden egyes aszinkron művelethez egy-egy ehhez hasonló VHDL modul tartozik, és ezeket egy-egy külön fájlban tároljuk.

A modulok rendelkezhetnek generikus paraméterekkel, ami azt jelenti, hogy a VHDL kód egy részét a példányosítás helyén megadott adatokkal cseréli ki a szintézer. Ez egy fontos tulajdonság, ugyanis ezt a lehetőséget kihasználva elég pl. egy általános összeadót definiálnunk, aminek a bitszám paraméterét példányosításkor adjuk meg, így nem kell a különböző bitszámú műveletekhez különböző VHDL modult létrehoznunk a művelethalmazban. A CλasH egyik hátránya, hogy a VHDL kódban nem használ generikus paramétereket.

Műveletek szinkron hálózatként

Léteznek olyan műveletek, amelyek csak szinkron hálózatként valósíthatóak meg, ilyen pl. egy állapotgép, vagy egy blokk-RAM olvasó és író művelete. Ezen kívül minden kombinációs hálózattal megadott művelet leírható szinkron hálózattal is. Egy aszinkron hálózat helyett bevezetett szinkron hálózatnak többek között akkor van létjogosultsága, ha a



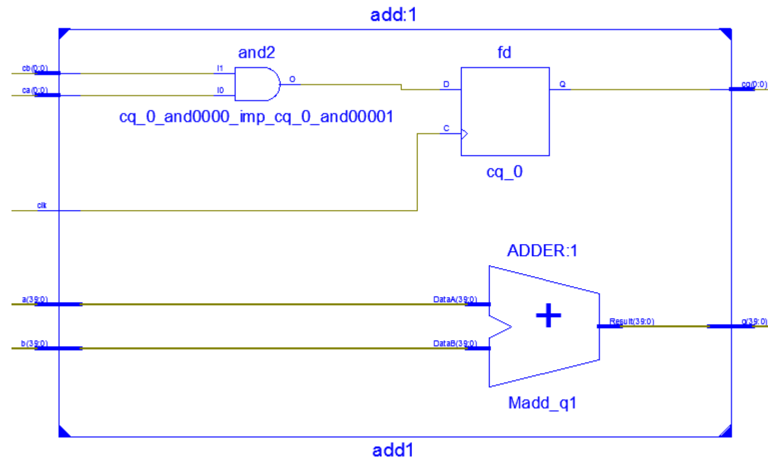

```vhdl
library IEEE;
use IEEE.STD_LOGIC_1164.ALL;
use IEEE.STD_LOGIC_ARITH.ALL;
use IEEE.STD_LOGIC_UNSIGNED.ALL;

-- latency = 0
entity add is
  generic ( p1: integer );
  port ( a  : in  std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
         b  : in  std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
         q  : out std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
         ca : in  std_logic;
         cb : in  std_logic;
         cq : out std_logic
        );
end add;

architecture Behavioral of add is
begin
  q <= a+b;
  cq <= ca and cb;
end Behavioral;
```

2.3. ábra. *Aszinkron összeadó*

kombinációs hálózatként megvalósított műveletek nagy száma miatt a flip-flopok közötti vezetékek nagyon hosszúak lennének. Ekkor ugyanis a szintézernek az egész alkalmazás órajelét alacsonyan kellene tartania, ami negatív hatással lehet egy másik részegység teljesítményére. Ebben az esetben az szinkron hálózatra való áttérés javíthat a maximális órajelsebességen, így a teljes rendszer teljesítményén.

Az előbbi összeadó szinkronhálózattá alakított változata a 2.4. ábrán követhető nyomon. Az előzőekhez képest az RTL ábrán egyetlen szembetűnő változás található, ez pedig a vezérlés kimeneténél megjelenő D flip-flop a vezérlő ág kimenetén. A kódban megjelenik a `clk` órajel port, és a `process` szekció az órajelre történő vezérléshez. A `latency` itt 1, mivel a művelet egy órajel alatt hajtódik végre.

Időigényesebb műveleteknél (pl. osztás) sokszor előfordul, hogy a futási idő $t > 1$, ilyen




```
-- latency = 1
entity add is
  generic ( p1: integer );
  port ( a   : in  std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
         b   : in  std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
         q   : out std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
         ca  : in  std_logic;
         cb  : in  std_logic;
         cq  : out std_logic;
         clk : in  std_logic
       );
end add;

architecture Behavioral of add is
begin
  q <= a+b;

  process1: process (clk)
  begin
    if (clk'event and clk = '1') then
      cq <= ca and cb;
    end if;
  end process;

end Behavioral;
```

2.4. ábra. *Szinkron összeadó*

esetben a flip-flop helyett több órajel hosszú időzítő egységet kell beépítenünk, vagy a vezérlés kimenetét közvetlenül a belső állapotgépre kell kötnünk.

Legfelső szintű modul

A legfelső szintű modul az egyetlen, fordítás során generált VHDL modul. Ez tulajdonképpen az EOG gráfnak megfeleltethető hardverleírás, ami kizárólag modul példányosításokat és a modulok közt futó vezetékeket (bitvektorokat) tartalmaz. A topmodulban minden EOG művelet példányosításként, és minden EOG adatfolyam bitvektorként jelenik meg.

```
entity main is
  port ( in1   : in   std_logic_vector (39 downto 0);
         in2   : in   std_logic_vector (39 downto 0);
         in3   : in   std_logic_vector (39 downto 0);
         out1  : out  std_logic_vector (39 downto 0)
       );
end main;

architecture Behavioral of main is
  component add is
    generic ( p1: integer );
    port ( a : in   std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
           b : in   std_logic_vector ((p1-1) downto 0);
           q : out  std_logic_vector ((p1-1) downto 0)
         );
  end component;

  signal x: std_logic_vector (39 downto 0);
  signal cx: boolean;

-- osszes tobbi koztes adatfolyam deklaracioja

begin
-- add peldanyositasa add1 neven
  add1: add
    generic map (p1 => 40)
         port map(in1, in2, x);

-- add peldanyositasa add2 neven
  add2: add
    generic map (p1 => 40)
    port map(x, in3, out1);

-- osszes tobbi peldanyositas
end Behavioral;
```

2.5. ábra. *VHDL topmodul példa*

A topmodul egy lehetséges példáját a 2.5. ábra mutatja. Az *entity* rész a teljes alkalmazás ki- és bemeneteit sorolja fel. Az *architecture* szakaszban először deklarálnunk kell minden később használt modult (*component* kifejezés), majd az adatfolyamoknak megfelelő vezetékeket deklaráljuk. Minden adatfolyamhoz két deklaráció tartozik, egyik az adatvezetékeket, másik pedig a vezérlő vezetéket hozza létre.

Az *architecture* törzsében a műveleteknek megfelelő modulpéldányosítások szerepelnek. A modulok portjaiként egyrészt az imént deklarált vezetékek, másrészt az alkalmazás ki- és bemenetei szerepelhetnek.

2.1.4. Művelethalmaz

A művelethalmaz egy olyan interfész, ami felsorolja a forráskódban legálisan felhasználható függvényeket és típusokat, ill. ezekhez konkrét hardveres megvalósítást társít VHDL leírás

formájában.

A művelethalmazt egyaránt felhasználja a Haskell-EOG és az EOG-VHDL fordítómodul is. Az előbbinek ez alapján kell eldöntenie, hogy a használt műveletek definiáltak-e, vagyis a megadott hibátlan szintaktikájú forráskód ténylegesen fordítható-e. A VHDL-t generáló fordító a művelethalmazban definiált VHDL modulokat példányosítja a kimeneti leírásban.

A művelethalmaz először is magában foglalja a már bevezetett, művelethalmazra jellemző függvényeket exportáló modult (*InstructionSet.hs*), amit a felhasználónak a *Prelude* helyett importálnia kell saját forráskódjában. A használható elemi függvények listáját, vagyis a FOpMap-ot ezen kívül a Haskell-EOG fordító is megkapja a következő példával szemléltetett fájlformátumban:

```
GHC.Num.(+)          Add
GHC.Classes.(||)     Or
GHC.Num.abs          Abs
```

Ez a leképzés kettős célt szolgál. Egyrészt a Haskell-EOG fordító ennek segítségével el tudja dönteni, hogy egy adott elemi függvény használata jogos-e, másrészt az EOG leírásban nem engedélyezett karaktersorozatok helyett helyettesítő neveket vezet be. (a példában a *(+)* nevű helyett bevezetésre került az *Add* függvény)

Egy másik fontos leképezés az OpVhdlMap, ami az adott esetben polimorf módon leírt elemi függvényeket EOG műveleti nevekre képezi le. (ezek a nevek már megegyeznek a műveletnek megfelelő VHDL modul nevével) A polimorf leírás azt jelenti, hogy a függvény neve után generikus paraméterként (<>) szerepelnek a függvény típusargumentumai is. A leképzés egy lehetséges példája:

```
Add<Int>             add<32>
Add<Int8>            add<8>
Add<Float>           add_float
Or                   or
Abs<Int>             abs<32>
```

Ebből a példából az látható, hogy a 8 és 32 bites *Int*-re vonatkozó összeadás egyaránt elvégezhető az *add* nevű VHDL modullal, egy esetleges *Float* típusargumentummal meghívott összeadást viszont már egy másik VHDL modulnak kell hardveresen implementálnia, mert a lebegőpontos értékek összeadása az egész típusokéhoz képest túlságosan eltér.

A művelethalmaz az iménti leképzéseken kívül definiálja az egyes elemi függvények viselkedését leíró VHDL modulokat a 2.3. és a 2.4. ábrákon már bemutatott formában.

A modulok interfésze (entity) kötött sorrendben tartalmazza a portokat, egy két bemenetű EOG művelet esetében pl. az ábrákon látható formában kell azokat megadni. A modul portjainak első fele az adatokat, a második fele a vezérlést szolgálja. Az *a* és a *b* a modul bemeneti paraméterei, a *q* a kimenet, a *c* prefixszel ellátott változatok pedig az ugyanezen jelekhez tartozó vezérlőbitek. Ahogy az EOG interfész leírásánál már írtam, a

műveletek csak egyetlen kimenettel rendelkezhetnek, ez azt jelenti, hogy a modul portjai közül pontosan kettő, egy adat és egy vezérlő port lesz kimeneti irányú.

Az eddigiek összefoglalásaképpen négy pontban felsoroltam a művelethalmaz elemeit:

- *InstructionSet.hs* - az egyedüli, használható, „beépített” könyvtár
- *fop.map* - FOpMap leképzés
- *opvhdl.map* - OpVhdl leképzés
- műveletenként egy-egy *.vhdl* fájl - a művelet hardverleírására

2.2. Forráskód fordítása elemi műveleti gráfra

A 2.1.2 fejezetben bemutatott elemi műveleti gráf a fordítás során egy közbülső, egyszerű absztrakt leírását adja a funkcionális nyelven megfogalmazott algoritmusnak. A most következő fejezetben ismertetem a Haskell forráskód és az elemi műveleti gráf közötti átalakítási lépéseket, és az ezekhez szükséges algoritmusokat.

A forráskódok feldolgozását szerencsére nem kell a legelső lépéssel, vagyis a lexikális elemzéssel kezdeni, ugyanis ehhez a forrásnyelvhez létezik már szabad forráskódú fordítóprogram. A Haskell forráskódok PC-s tárgykódra fordítására a jelenleg leginkább elterjedt szoftver a Glasgow Haskell Compiler (GHC) [7]. Ez a fordító is, mint általában a fordítók többsége két jól elkülöníthető fordítási fázist különböztet meg, egyik a forráskódot egy köztes, leegyszerűsített nyelvre fordítja (**frontend** fokozat), a másik pedig a köztes nyelvi leírásból végül tárgykódot generál (**backend** fokozat).

A GHC frontend végzi a lexikális és szintaktikai elemzést, a szintaktikai édesítőszereket feloldja, elkészíti az absztrakt szintaxis fát (AST) és alapvető kódoptimalizálást végez. Ezek a funkciók a jelen rendszer számára is nélkülözhetetlenek, ezért célszerű ezt a – már meglévő – programrészt felhasználni, elkerülve ezzel ugyanilyen funkciók saját kóddal történő újbóli implementálását. A CλasH a legelső, optimalizáció előtti Core reprezentációt veszi alapul, az én megoldásom pedig az egyszerűsítések utánit. Ez a megoldás azért előnyös, mert kihasználja a GHC nagyfokú optimalizálását, így többek között a magasszintű átírási szabályok (rewrite rules) is lefutnak.

A GHC backendje úgy készült, hogy a fordítás végén processzoros tárgykódot kapjunk, így ez a rész számunkra nem újrafelhasználható.

A frontend és backend között az 1.2.1. fejezetben már ismertetett Core nyelv szolgál köztes interfészként. A Haskell forráskód helyett az EOG fordításhoz ezt a reprezentációt tekintem kiindulási alapnak. Ha jövőben Haskell helyett más funkcionális nyelvet kívánunk hardveres környezetre fordítani, akkor egy jó megoldás lehet Core alakra hozni azt; így a dolgozatom során elkészült modulok teljes egészében felhasználhatóak lesznek, csupán a GHC frontend rész helyett kell egy adott nyelvre specializált frontendet implementálni.

A GHC alapjában egy több platformra is lefordított parancssori program, de emellett a konkrét fordítást végző részeket kiexportálták könyvtári függvényekként is, vagyis egy Haskell nyelven írt programmal könnyedén tudunk Haskell kódot fordítani, sőt, a fordítás lépéseit és azok paraméterét mélyrehatóan tudjuk szabályozni.

A következő alfejezetekben bemutatom az egyes lépések algoritmusait, amik alapján implementáltam az elkészült Haskell-EOG modult. Ebben a részben szerepelni fognak Core nyelvi részletek, így a használt szintaktikáról szót kell ejtenem. A Core faszerkezet szülő-gyermek viszonyát behúzással fogom jelölni, ahol minden azonos szülőhöz tartozó gyermek azonos oszlopban kezdődik.

Példán szemléltetve:

```
a =
    lam t u
      app (+)
        var t
        var u
```

Az *app* tehát a *lam* egyedüli gyereke, a két *var* szülője pedig az *app*. Az *a =* egy azonosító-kifejezés összerendelést (a Core szerint ez a *Bind*) jelent, ahol a kifejezést gyerekként ábrázoljuk (ez lesz a *lam*).

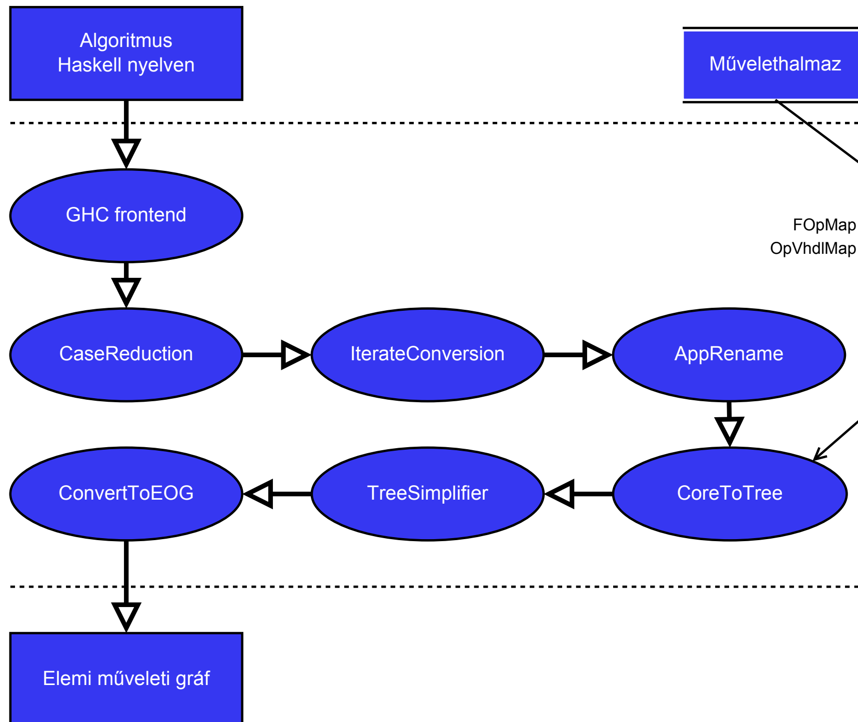
A *var*-nak és a *lit*-nek nincs gyereke, a *lam*-nak és a *let*-nek egy gyereke van. Az *app*-nak annyi gyermeke van, amennyi paraméterrel rendelkezik, ami eltérés az eredeti Core reprezentációhoz képest, hiszen a lambda-kalkulusban csak egy paraméterű alkalmazások találhatóak. Ezt a reprezentációt az egyszerűség kedvéért vezetem be, de a gyakorlati megvalósításnál ugyancsak előkerül ez az átalakítás. Szerencsére a bőbeszédű Core *App* csomópontjait függvénynévre és paraméterlistára átalakító műveletet egy GHC könyvtári függvény (*collectArgs*) meghívásával könnyedén el tudjuk végezni.

A *case* csomópont sorrendben első gyermekeként a saját kifejezését, többi gyermekként pedig az elágazó alternatívákat tartalmazza.

A 2.6. ábrán a Haskell-EOG fordító architektúrája látható, ahol az egyes algoritmusok címszavakban:

1. GHC frontend: forráskód magasszintű feldolgozása
2. CaseReduction: elágazások átalakítása
3. IterateConversion: iterációk átalakítása
4. AppRename: alkalmazások átnevezése
5. CoreToTree: hívási fára történő átalakítás
6. TreeSimplifier: faegyszerűsítés
7. ConvertToEOG: elemi műveleti gráfra történő átalakítás

A következő alfejezetekben részletesen ismertetem a fordítás egymás-utáni fázisait.



2.6. ábra. *A Haskell-EOG modul architektúrája*

2.2.1. Forráskód magasszintű feldolgozása

Ahogy már szó volt róla, a Haskell forráskód Core reprezentációra alakítását a GHC könyvtári függvényeivel el lehet végezni. A CλasH megoldásával ellentétben nem a kezdeti Core kimenetet használom fel, hanem kihasználom a GHC optimalizációs algoritmusait, és az algoritmusok lefutása után keletkező Core állapotot használom a következő átalakítási lépés bemeneteként.

A GHC három optimalizációs szintet különböztet meg, 0 a nem optimalizált, 1 a jó minőségű, de nem túl hosszú fordítással elérhető, a 2 pedig a maximálisan optimalizált kód. Mivel a hardver szempontjából nagyon fontos az erőforrásigény minimálisra szorítása, ezért a fordítóprogramban a maximálisan optimalizált kódot használom.

2.2.2. Elágazások átalakítása

A Core reprezentáció kétségkívül legnagyobb bonyolultságú elemei a `Case` csomópontok, amik egyaránt használatosak **elágazások** és **mintaillesztések** leírására. A fordítás során előbb vagy utóbb a Core ezen részeit is EOG elemekre (műveletekre és adatfolyamokra) kell fordítanunk. Azt a megoldást választottam, hogy a `Case` csomópontokat már a fordítás elején `Let` és `App` csomópontokra alakítom, ugyanis ezek EOG-ra fordítása triviálisabb, és a később sorra kerülő CoreToTree algoritmus ezt minden további erőfeszítés nélkül meg is fogja tenni. Ennek a lépésnek a mielőbbi elvégzése azért fontos, mert ezáltal a bonyolult `Case` szerkezettel a továbbiakban nem kell foglalkoznom.

A [24] 4.3.5 fejezetében ismertetett Case normalization eljárások nagyon hasonló feladatot látnak el, mint az itt leírt **CaseReduction** transzformáció. A különbség az, hogy az

én megoldásomban minden *Case* csomópontot azonnal megszüntetek, ezzel egyszerűsítve a további átalakítási lépéseket.

```
01: case of b                  01:
02:   E                        02: let scrutinee_1 = E
03:   .                        03:     b = scrutinee_1
04:   .                        04:   app mux
05:   alt C1 c11 c12           05:     let c11 = app select<C1,0>
06:     .                      06:                 var scrutinee_1
07:     .                      07:         c12 = app select<C2,1>
08:     .                      08:                 var scrutinee_1
09:     .                      09:       app ifcon<C1>
10:     .                      10:         var scrutinee_1
11:     E1                     11:         E1
12:   alt C2 c21 c22           12:     let c21 = app select<C2,0>
13:     .                      13:                 var scrutinee_1
14:     .                      14:         c22 = app select<C3,1>
15:     .                      15:                 var scrutinee_1
16:     .                      16:       app ifcon<C2>
17:     .                      17:         var scrutinee_1
18:     E2                     18:         E2
```

2.7. ábra. *CaseReduction általános képlet (a pont-ok csak az átláthatóságot segítik)*

Az itt ismertetett algoritmus az, amely bemenetként kapja a közvetlenül a GHC könyvtárakból származó Core kódot, majd a 2.7. ábrán általánosságban ismertetett átalakítást elvégzi.

Első lépésben bevezetünk egy új változót, *scrutinee_1* néven, amihez a fenti kódban *E*-nek jelölt *scrutinee*-t kötjük. (ez analóg a CλasH Scrutinee simplification normalizációjával) A *Case* szintaktikája megengedi egy új változó bevezetését (a fenti kódban ezt *b*-vel jelöltem), ilyen esetben ehhez hozzárendeljük a *scrutinee_1*-et, tehát végeredményben mindkét változó a scrutinee kifejezésre fog mutatni. A CλasH ezt az utóbbi változó bevezetést eliminálja azáltal, hogy a kódban az összes ilyen változót lecseréli az új *scrutinee_1* változóra. Ezt a megoldást nem tartottam szerencsésnek, ugyanis az alkifejezések újabb bejárása miatt plusz költséggel jár.

Az előző eljárással létrehozott *Let* törzsébe a *mux* nevű, ebben a fázisban létrehozott alkalmazás kerül. A *mux* egy olyan függvény, amely több *Maybe a* típusú bemenetből egyetlen *Maybe a* típusú adattal tér vissza. Azzal a bemenettel térünk vissza változtatás nélkül, amelyik *Just* konstruktorral rendelkezik. (ha több ilyen is van, akkor a paraméterek sorrendjében legelsővel térünk vissza)

Egy három bemenetű *mux* viselkedését tekintve a következő, gyakorlatban nem realizált Haskell kóddal lenne ekvivalens:

```
mux3 a b c =
  if (isJust(a))
    then a
    else
  if (isJust(b))
    then b
    else c
```

Fontos megjegyezni, hogy ez a Haskell kód nem kerül lefordításra, mert ha ez megtörténne, azzal az egész átalakítás értelmét vesztené, ugyanis ez a kód szintén tartalmaz `Case` szerkezetet (`if` formájában), tehát ezzel a `Case` teljes eliminálása nem valósult volna meg. A megoldás az lesz, hogy ezt a speciális függvényt elemi függvényként használom, tehát közvetlenül hardverben fogom implementálni.

Térjünk át a `Case` alternatíváira, az `alt` csomópontokra. Minden ilyen bejegyzés egy-egy `Let` csomópontra fordul, amiben az `alt`-ban bevezetett összes változót kötni fogjuk. (hasonlóan a CλasH Case Normalization megoldásához) A kötés változója az `alt`-ban megjelenő változó, az ahhoz kötött kifejezés pedig a `select` alkalmazás lesz.

Példaként tekintsük meg, hogy a `select<C1,0>` milyen képzeletbeli viselkedést takar (a változó megnevezések a 2.7. ábrából származnak):

```
select_C1_0 x = case x of {
                  C1 c11 _ -> c11
                }
```

Ezzel tulajdonképpen az illesztést valósítottuk meg oly módon, hogy a `select` függvény egy adott ADT kifejezésből az adott konstruktorhoz tartozó egyik argumentumértéket adja vissza. Az iménti példakód a `C1` konstruktor utáni legelső paramétert, azaz a `c11`-et adja vissza. A *mux*-hoz hasonlóan ez a kód is kizárólag hardverben kerül implementálásra.

A `Let` kifejezés törzséről még nem esett szó. A törzs egy `ifcon` nevű függvény lesz, ami azért felel, hogy csak a megfelelő konstruktor esetében értékeljük ki az adott kifejezést, és adjuk vissza annak eredményét.

Az előbbiekhez hasonlóan az `ifcon` is leírható képzeletbeli Haskell kóddal:

```
ifcon_C1 x e = case x of {
                 C1 _ _ -> Just e;
                 _ -> Nothing
               }
```

Ebben az esetben tehát akkor adjuk vissza az `e` kifejezést (ami az `e` kiértékelését fogja maga után vonni), ha az *x* argumentum a `C1` konstruktorral kapott értéket. A bevezetett *mux*, `select` és `ifcon` alkalmazások tehát az imént ismertetett szemantikákkal helyettesíteni tudnak egy `Case` csomópontot, így ez utóbbira a továbbiakban nem lesz szükség. Példaként tekintsünk meg egy illesztést (2.8. ábra), és egy elágazást (2.9. ábra) megvalósító Core fát, és azoknak CaseReduction átalakítás utáni változatait!

```
01: case (bind wild)
02:   app foo
03:     lit 3
04:
05:   alt (,,) a b c
06:
07:
08:
09:
10:
11:     app bar
12:       var a
13:       var b
```

```
01:
02: let scrutinee_1 = app foo
03:                     lit 3
04:   app mux
05:     let a = app select<(,,),0>
06:               var scrutinee_1
07:         b = app select<(,,),1>
08:               var scrutinee_1
09:         c = app select<(,,),2>
10:               var scrutinee_1
11:       app bar
12:         var a
13:         var b
```

2.8. ábra. *CaseReduction illesztés példa*

```
01: case
02:   app foo
03:     lit 3
04:
05:   alt Left a
06:
07:
08:
09:     app bar1
10:       var a
11:   alt Right a
12:
13:
14:
15:     app bar2
16:       var a
```

```
01:
02: let scrutinee_2 = app foo
03:                     lit 3
04:   app mux
05:     let a = app select<Left, 0>
06:               var scrutinee_2
07:       app ifcon<Left>
08:         var scrutinee_2
09:         app bar1
10:           var a
11:     let a = app select<Right, 0>
12:               var scrutinee_2
13:       app ifcon<Right>
14:         var scrutinee_2
15:         app bar2
16:           var a
```

2.9. ábra. *CaseReduction elágazás példa*

2.2.3. Iterációk átalakítása

A Core *Rec {}* kifejezéseit a fordítóprogram nem dolgozza fel, ez ugyanis rekurzív függvényeket vagy változóhivatkozásokat eredményezne. Rekurzió nélkül viszont algoritmusok nagy számát zárnánk ki a fordítás alól, ami nem engedhető meg. A probléma megoldására az *iterate* Haskell függvény használatát vezetem be, amelynek eredeti definíciója a GHC.List modulban található:

```
iterate :: (a -> a) -> a -> [a]
iterate f x =  x : iterate f (f x)
```

Az *iterate* első paramétere egy egyparaméteres *f* függvény, ami minden iterációban meghívódik. Az *f* az első iterációs lépésnél az *iterate* második paramétereként megadott kezdeti értéket, a következő iterációk során pedig az azt megelőző iterációs lépés kimenetét kapja.

Az *iterate* közvetlenül nem fordítható EOG-ra, mivel függvényparamétert tartalmaz. A megoldás az **IterateConversion** Core2Core transzformáció bevezetése, amely a fordító következő lépései számára feldolgozható formába alakítja az iterációt.

A CaseReduction lépésnél megismert szintaktika szerint elkészítettem az IterateConversion transzformáció általános képletét, amit a 2.10. ábrán ismertetek.

<pre>01: app iterate_old
02:   lam x
03:     E
04:   E2
05:
06:
07:</pre>
	<pre>01: let x =
	02: app iterate_new
	03: var it_out
	04: E2
	05: let it_out =
	06: E
	07: var it_out</pre>

2.10. ábra. *IterateConversion általános képlet*

A *lam* csomópont helyett egy *let* csomópontot vezetek be, ami a *lam*-ban szereplő *x* paraméterhez egy újonnan létrehozott kifejezést rendel. Egy újabb *let* csomópont szintén bevezetésre kerül, ami az *it_out* azonosítóhoz az eredeti belső függvény *lam* nélküli törzsét, azaz az *E*-t rendeli. Ez utóbbira azért van szükség, hogy az *E* kifejezésre a továbbiakban két helyről is hivatkozhassunk.

Az *x*-hez rendelt új kifejezés a függvényparamétertől mentes *iterate_new* alkalmazás, aminek első paramétere az imént bevezetett *it_out*-ra mutató változó, második paramétere pedig az *E2*, vagyis a kezdeti érték kifejezése.

Az átalakítást megvizsgálva észrevehető, hogy a *var it_out* bevezetése rekurziót eredményez, ugyanis az egy később bevezetett azonosítóra hivatkozik. (ehhez még azt kell látni, hogy az *E* kifejezésgráf valahol tartalmaz egy *var x* csomópontot). Ahhoz, hogy a későbbi CoreToTree algoritmus a behelyettesítésekkel ne kerüljön végtelenciklusba, a *var it_out*-ot egy olyan megjegyzéssel kell ellátnunk, ami az *inline*-t ezen a ponton

megakadályozza.

2.2.4. Alkalmazások átnevezése

Minden elemi függvény alkalmazásából EOG művelet lesz, ezért ezeknek az alkalmazásoknak egyedi névvel kell rendelkezniük. Az itt ismertetett, alkalmazásoknak egyedi nevet adó algoritmus a továbbiakban **AppRename** néven fog szerepelni.

A változók egyedi nevének tárolására a GHC egyszerű lehetőséget biztosít a változók `unique` mezőivel. A fordító implementálása közbeni saját tapasztalatom, hogy a GHC által biztosított `unique` mezők nem mindig egyediek, pl. a `Case` csomópont egyes alternatívái tartalmaznak azonos `unique` értéket. (a `Case` csomópontokat az előzőekben elimináltuk, de az átalakítás után a nevek az új típusú csomópontokban tovább léteznek)

Megoldásomban az alkalmazások változóinak `unique` mezői `oi` formájú értéket kapnak, ahol i az alkalmazás egyedi sorszáma. A sorszámot a Core fa inorder bejárása adja, ami azt jelenti, hogy ebben a sorrendben kerülnek az egyes indexek az alkalmazások változóinak `unique` mezőibe.

2.2.5. Hívási fára történő átalakítás

A Core reprezentáció kiértékelésére és egy új, operációkat és hivatkozásokat tartalmazó faszerkezet, az **OpTree** létrehozására a **CoreToTree** algoritmus szolgál. Új faszerkezet létrehozása azért volt szükséges, mert a Core reprezentáció túlságosan lambda-kalkulus közeli, így pl. a több bemenetű műveletek leírása nagyon körülményes.

A CλasH megoldásban normalizációs eljárások sokaságát alkalmazzák, hogy végül egy hardverközeli Core szülessen. A megoldás hátránya, hogy az egyes normalizációs eljárások futtatási sorrendje nem kötött, egy adott állapotban az az átírási szabály indítható, amelynek az előfeltételei teljesülnek. Egy adott állapotban több normalizációs lépés is végrehajtható, és a lépések sorrendjétől függően más-és-más végeredmény születhet, tehát az algoritmus nem konfluens. (a szerző, véleményem szerint hibásan, a „nem-determinisztikus” szót használja ennek kifejezésére ([24] 4.4.2. fejezet))

Az én megoldásomban normalizálás helyett **supercompiling** közeli technikát alkalmazok. A supercompiling-ot először Turchin mutatta be 1986-ban [36], és azóta is nagy számú cikk foglalkozott a témával, az egyik legfrissebb pl. Neil Mitchell 2010-es publikációja [29].

A supercompiling tulajdonképpen a program fordításidejű végrehajtása, tehát pontosan olyan sorrendben járjuk be a Core szerkezetet, ahogyan azt a processzor a programunk futása közben tenné. Mivel a Haskell a lusta kiértékelésen alapul, ezért a bejárásnak is eszerint, vagyis call-by-need stratégiával kell történnie.

Ahhoz, hogy a bejárás minden pontján a fordítóprogram tisztában legyen az ott használható azonosítók halmazával, bevezetek egy környezetet reprezentáló típust. A környezet tulajdonképpen egy sor azonosító-kifejezés párt foglal magában, aminek az értelme az, hogy a későbbiekben az azonosítóval hivatkozhatunk az adott kifejezésre.

Fontos észrevenni, hogy a környezetet csupán két típusú Core csomópont képes bővíteni, a `Let`, ami új lokális változót hoz létre és a `Lam`, ami új paraméterváltozót hoz létre. (a

Case szintén bővítene a környezetet, de az előző algoritmusok után ez a típusú csomópont már nem jelenlhet meg)

A bejárás legbonyolultabb pontja az, amikor egy változó kiértékelésekor a változó által hivatkozott kifejezést kell behelyettesítenünk. Ez a fázis nagyban hasonlít az 1.2.3. fejezetben ismertetett GHC által megvalósított inlining-ra.

Az algoritmus bejárja a teljes Core fát, mégpedig úgy, hogy első körben kizárólag a *hwmain* globális összerendeléshez tartozó kifejezést értékeli ki. Nézzük, hogy az egyes csomópontokhoz érve milyen lépéseket kell végrehajtanunk:

- *Lit literal*: A legegyszerűbb eset, egyetlen literált definiál. A *Lit* a Core fában egy levél, ezért csak annyi a dolgunk, hogy az OpTree fa adott pontjához ezt a levelet hozzáadjuk.

- *Let bind expr*: A call-by-need stratégia értelmében a fához nem adunk hozzá egyetlen elemet sem, viszonyt a környezetet a *bind*-ben megadott kötéssel bővítjük. (azaz létrehozunk egy thunk-öt [22]) A bővítés után a törzset (*expr*) az új környezetet átadva kiértékeljük, így biztosítva, hogy a továbbiakban az itt definiált azonosítóra hivatkozhassunk.

- *App var [params]*: Ez az alkalmazások azon formája, amely már több paramétert is tartalmazhat, mert a lambda-kalkulus egyparaméterű alkalmazásait már egyszerűen átalakítottuk többparaméterű függvényhívásra. Itt két eset lehetséges:

  – Elemi függvény esetén a fában új gyereket hozunk létre, ezeket ugyanis EOG műveletként kell megvalósítani.

  – Összetett függvény esetén behelyettesítést kell végeznünk. A kiértékelés következő lépése tehát a függvény definíciója lesz, amit a teljes eddigi, görgetett környezettel kell végrehajtanunk. Azért szükségesek a környezet legutóbb felvett elemei is (tehát a lokális vagy argumentum azonosítók), mert a bejárandó lambda-absztrakció a paraméterein keresztül ezeket elérheti. A függvény definíciójának kiértékelésekor szükségesek az argumentumok is, ezért a [params] tömb elemeit átadjuk, mégpedig a lusta kiértékelés miatt feldolgozás nélkül.

- *Lam b expr*: Egy függvény definíciójának kiértékelése ezzel a csomóponttal kezdődik. Egy kivétellel minden esetben egy *App* csomópont előzte meg közvetlenül ennek a kiértékelését, ez a kivétel pedig a legfelső szintű *Lam*, amely paraméterein keresztül kommunikál a külvilággal. A csomópont kiértékelésénél első lépésként a paraméter- ill. argumentumlistából képzett azonosító-kifejezés párokat a környezethez hozzá kell adnunk, arra az esetre, ha a függvényen belüli csomópontokban hivatkozunk a paraméterekre. Ezt a környezetbővítést azért ilyen későn tesszük, mert a lokális névtérben szereplő paramétereket a *Lam* hozza létre, tehát a környezethez szükséges azonosítónevek csak ettől kezdve állnak rendelkezésre.

- *Var id*: a csomópontnál az általa hivatkozott kifejezés értékét kell mögöttes jelentésként elképzelnünk. Ha a hivatkozott kifejezést még nem értékeltük ki (tehát az csak

egy thunk), akkor erre a pontra érve ezt meg kell tennünk, tehát az adott kifejezéstörzset ide kell másolnunk (behelyettesítés). Ha a kiértékelés már megtörtént, akkor az OpTree fát csak egy referenciával kell kibővítenünk, ami a már kiértékelt kifejezésre (az OpTree már létező algráfjára) mutat. Háromfajta azonosítót különböztetünk meg:

- **globális azonosító**: Amit bármelyik függvény törzse elérhet.
- **lokális azonosító**: Egy *Let* hozta létre az azonosítót, amit a fa ez alatti elemei érnek el. Ha ilyen változóhoz érünk, akkor az azonosítóhoz rendelt kifejezés kiértékelésénél a környezet nem változik, hiszen egy lokális összerendelés nem mutat ki a lambda-absztrakcióból.
- **argumentum azonosító**: Egy *Lam* hozta létre, szintén a fa ez alatti elemei érik el. Ha ilyen típusú változó kerül kiértékelésre, akkor a környezet legutolsó szintjét eltávolítjuk (hiszen a *Lam*-on kívülről a *Lam* által hozzáadott azonosítók nem elérhetőek) és így folytatjuk a fabejárást.

Az algoritmus működését a 2.1. táblázattal demonstrálom.

`a =`	`01. -`	`-`
`lam t u`	`02. node:(lam ...)`	`+ [u=10,t=09] [yy..] [y..] [c..]`
`app (+)`	`03. node:(op +)`	`-`
`var t`	`04. node:(var t)  go:09`	`átad: ([yy..] [y..] [c..])`
`var u`	`05. node:(var u)  go:10`	`átad: ([yy..] [y..] [c..])`
`b =`	`06. -`	`-`
`lam aa xx yy`	`07. node:(lam ...)`	`+ [yy=20,xx=19,aa=18] [y..] [c..]`
`app aa`	`08. node:(app aa) go:18`	`átad: ([yy..] [y..] [c..])`
`var xx`	`09. node:(var xx) go:19`	`átad: ([y,i,x] [c,b,a])`
`var yy`	`10. node:(var yy) go:20`	`átad: ([y,i,x] [c,b,a])`
`c =`	`11. -`	`+ [c=12,b=07,a=02]`
`lam x`	`12. node:(lam x)`	`+ [x=IN] [c,b,a]`
`let i=`	`13. -             go:15`	`+ [i=14,x] [c,b,a]`
`lit 1`	`14. node:(lit 1)  finish`	`-`
`let y=`	`15. -             go:17`	`+ [y=16,i,x] [c,b,a]`
`var i`	`16. node:(var i)  go:14`	`átad: ([i] [c,b,a])`
`app b`	`17. node:(app b)  go:07`	`-`
`var a`	`18. node:(var a)  go:02`	`átad: ([yy..] [y..] [c..])`
`var x`	`19. node:(lnk IN) back:05`	`-`
`var y`	`20. node:(var y)  go:16`	`átad: ([i,x] [c,b,a])`

2.1. táblázat. *CoreToTree algoritmus példán keresztül*

Az első oszlopban az algoritmus bemeneteként kapott Core reprezentáció látható. A második oszlop az egyes Core elemekhez sorszámot rendel és a Core elemhez kötődő cselekvést tartalmazza. A *go:n* azt jelenti, hogy következő lépésben az n. sort kell kiértékelnünk, a *node:(nodeexpr)* pedig azt, hogy a kimeneti OpTree fában egy *nodeexpr* gyereket kell létrehoznunk. A harmadik oszlop a környezet mindenkori állapotát tükrözi.

A *hwmain* függvény szerepét helytakarékossági okokból itt a `c` nevű függvény tölti be. Ezek alapján kiindulópontunk a `c`-hez kötött kifejezés, vagyis a 12. sorszámmal jelölt Core elem. A kezdeti környezetben a globális változók (*[c,b,a]*) találhatóak, a program pedig soronként halad, kivéve, ha a *go* utasítás másképp nem rendelkezik.

A 14. és 16. sort átugorjuk, hiszen a call-by-need miatt ezeket nem értékelhetjük ki addig, amíg a végső érték meghatározása miatt ez elkerülhetetlenné nem válik. A 17. sorban az alkalmazás kiértékelése *app b* következik. Ez azt jelenti, hogy a következő OpTree bejegyzések a függvény törzséből (7. sor) fognak származni. Láthatjuk, hogy a 7. sorban a környezet az *yy*, *xx* és *aa* argumentumváltozókkal bővül. Az egyes azonosítókhoz rendelt értékek a jobb átláthatóság végett a hivatkozott kifejezés sorszámát mutatják. A 8. sorban az *aa* nevű paraméterben kapott függvény alkalmazása követhető látszik. A paraméter a 18. sorban kap értéket, de ez is csak egy hivatkozás a 2. sorban található *a* nevű függvény törzsére. A 3. sorban egy elemi függvényt találunk, így abból egy tényleges műveleti bejegyzés (*op +*) keletlekzik az OpTree fában.

A *(+)* függvény első bemeneti paramétere többszörös indirekción (4. és 9. sorok) keresztül elér a 19. sorban található *lnk IN* csomópontig, ami végül egy levél elem lesz az OpTree fában. Ezt követően a *(+)* függvény második bemenete kerül kiértékelésre, ami szintén többszörös indirekción (5., 10., 20., 16. sorok) keresztül a 14. sor *lit 1* kifejezésénél ér véget (ebből szintén OpTree levél lesz), és ezzel a teljes Core bemenetet bejárta az algoritmus.

A kiértékelés eredménye, azaz a kimeneti OpTree fa végül a következő formát veszi fel:

```
lam x
  app b
    lam aa xx yy
      app aa
        var a
          lam t u
            op add
              var t
                var xx
                  var x
                    lnk IN
              var u
                var yy
                  var y
                    var i
                      lit 1
```

Az OpTree fa a Core kiértékelt változata. Szerepel benne a Core *Let* kifejezésein kívül az összes többi, így láthatjuk pl., hogy az összeadás művelet operandusai három ill. négy indirekción keresztül jutnak el az összeadáshoz (*t-xx-x* és *u-yy-y-i*). Az *op +* csomópont a CoreToTree kimenetén *op add* formában jelenik meg, mert a művelethalmaz FOpMap leképzése a *+* jelet *add*-ra módosítja. Az azonosítók egyszerűség kedvéért nem tartalmazzák a *unique* mezőt, így pl. az *add_o8_i4* helyett csak *add*, az *IN_1_a0* helyett pedig csak *IN* szerepel.

A *lam*, *app* és *var* elemek az EOG gráfban nem jelennek meg, ennek ellenére a hibakeresésnél nagyon fontos, hogy ezen a szinten még megmaradjanak.

2.2.6. Faegyszerűsítés

Az előző pontban kialakult fa több olyan csomópontot is tartalmaz, amelyeket a későbbiekben nem használunk, így ezeket meg kell szűntetnünk, ezt az egyszerűsítést a **TreeSimplifier** algoritmus végzi el.

Az algoritmus első lépése, hogy minden *App*, *Lam* és *Var* csomópontot eltüntetünk oly módon, hogy ezeket a gyerekükkel helyettesítjük. Ezt mindig meg tudjuk tenni, mert ezeknek a csomópontoknak kötelezően egyetlen gyereke kell, hogy legyen. Az algoritmus második lépése az, hogy minden egyes *Lit* csomópontot *const* típusú *Op* csomóponttá, azaz konstans műveletté alakít.

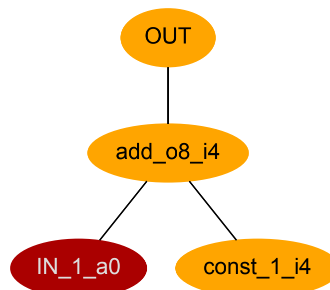
Elképzelhető, hogy egy konstans többször is felhasználásra kerül, pl. a *lit 0* adott esetben sok helyen szerepel. Lehetőség lenne arra, hogy a konstans csomópont csak egyszer szerepeljen, és minden azt felhasználó műveletnek ide huzalozzuk be a bemenetét, de ez fölösleges és adott esetben a hardver vezetékeinek számát növeli. Emiatt minden konstanst csak egy művelet használ, ezért a TreeSimplifier az összes konstansból egyedi nevű *Op* csomópontot generál.

A következő kódrészleten jól látszik, hogy a CoreToTree algoritmusnál bemutatott bonyolult, magasabbrendű függvényeket is tartalmazó Core leírásunk a TreeSimplifier lefutása után jóval egyszerűbb formát vesz fel:

```
lam x
  add_o8_i4
    lnk IN_1_a0
    op const_1_i4
```

2.2.7. Elemi műveleti gráfra történő átalakítás

A kialakult OpTree fát egy inorder bejárással könnyedén EOG fájlformátumra hozhatjuk. Az előbbi példának megfelelő gráf a 2.11. ábrán látható.



2.11. ábra. *OpTree*

Az EOG első soraiban felsoroljuk az összes bemeneti, az utolsóban pedig a kimeneti

műveletet. A gráf inorder bejárása adja a be- és kimenetek közt az adatfolyamban található műveletek listáját.

Az inorder bejárás szerinti első pont az *IN_1_a0*, viszont ez csak egy link a bemenetre (ezt jelzi a piros szín), ezért ezzel nem kell semmit tenni. Következő lépés a *const_1_i4* levél, így ez kerül a bemenet utáni első sorba. Ezt követi az *add_o8_i4* csúcs, ami így a 2. sorba kerül, a sor végén pedig fel kell tűntetni bemenetként az *IN_1_a0* és *const_1_i4* gráfcsúcsokat.

Ezeket követve a Haskell-EOG modul kimeneteként a következő EOG leírást kapjuk:

```
IN_1_a0       "SYSTEM"
const_1_i4    "const<1>"
add_o8_i4     "add"       IN_1_a0 const_1_i4
OUT           "SYSTEM"    add_o8_i4
```

2.3. Elemi műveleti gráf fordítása hardverleíró nyelvre

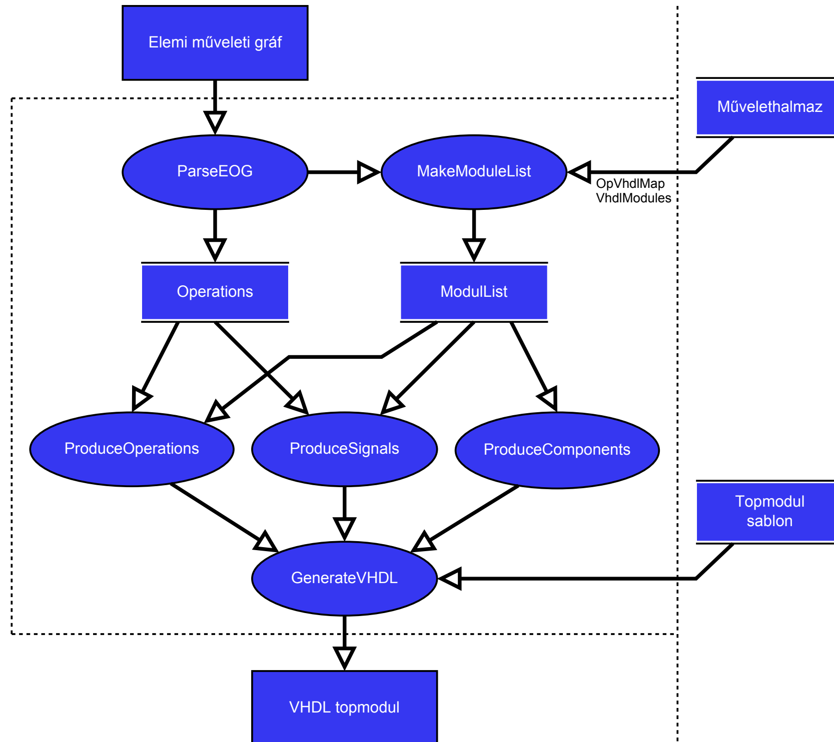
A fejezet során olyan módszer kerül bemutatásra, amely a Haskell-EOG modul kimenetéből, azaz az EOG formátumú adatfolyam leírásból és a művelethalmazból előállítja a VHDL leírást. Ezt a leírást a piacon kapható FPGA tervező szoftverek fel tudják használni konkrét FPGA szintetizálására, aminek eredményeképp a magas szinten megfogalmazott alkalmazást végül ténylegesen hardverként implementálhatjuk.

A fordító egyetlen VHDL modult szolgáltat kimenetként, ami a művelethalmazban definiált és a konkrét algoritmusban felhasznált műveleteket példányosítja, a közöttük szükséges adatutakat pedig kialakítja.

Az EOG-VHDL fordítómodul belső architektúráját a 2.12. ábrán vázoltam.

Az egyes almodulok jelentése:

- **ParseEOG**: feldolgozza az elemi műveleti gráfot, és egy belső struktúrában (*Operations*) eltárolja.
- **MakeModuleList**: összegyűjti az összes, EOG-ben megjelenő műveletet, és a hozzájuk tartozó VHDL modulokat feldolgozza. A feldolgozás eredményeképp létrehozza a *ModuleList* strukturát, ami az egyes műveletekhez tartozó legfontosabb paramétereket tárolja. (latency, port és generic deklarációk)
- **ProduceComponents**: a ModuleList-ből VHDL *component* szekciókat generál. Ezek a szekciók a topmodulban deklarálják a felhasználni kívánt modulokat, hogy azokat a főmodul törzsében példányosítani lehessen.
- **ProduceSignals**: minden művelethez létrehozza a hozzá tartozó kimeneti vezetékeket, egy adatvezetéket és egy vezérlő vezetéket. Az előbbi a művelet kimeneti adatcsatornáját, az utóbbi pedig az adott csomóponthoz tartozó kimeneti vezérlőbitet fogja reprezentálni. Az adatvezeték bitszámát a művelethez tartozó, ModuleList-ben eltárolt deklarációk (port és generic) és a példányosításnál megadott sablonparaméterek határozzák meg.



2.12. ábra. *Az EOG-VHDL modul architektúrája*

- **ProduceOperations**: minden művelethez létrehozza az adott típusnak megfelelő modulpéldányosítást. Példányosításkor az EOG típusnevekben szereplő sablonparamétereket használja a *generic map*-ben, ill. a ProduceComponents által létrehozott köztes vezetékeket és a ki- bemeneti portokat használja a port map-ben.

- **GenerateVHDL**: a 2.13. ábrán bemutatott topmodul sablonfájl alapján létrehozza a végső, kimeneti topmodult, azaz a sablonba beilleszti a hiányzó VHDL szekciókat. (a kódban a hiányzó szekciókat *%input%*, *%output%*, *%components%*, *%signals%* és *%operations%* sablonparaméterként jelzem).

2.4. Alap művelethalmaz definiálása

A Haskell-VHDL fordítóprogram az előző fejezetekben leírt algoritmusok alapján elkészült. A megengedett forrásnyelvi függvények és típusok listáját eddig a pontig nem definiáltam, tettem ezt azért, mert a változtatható művelethalmaz bevezetésével a fordítóprogram és a fordítható elemi függvények listája szétválik egymástól. A most következő fejezetben bepótolom a hiányosságot, és teljeskörűen definiálok egy alap művelethalmazt.

2.4.1. A művelethalmazok kötelező elemei

A Haskell-EOG fordító algoritmusai bevezetnek olyan műveleteket, amelyek nem a forráskódban megadott elemi függvények megfelelői, hanem a Haskell forráskód bizonyos kifejezései miatt kerülnek az EOG interfészre. Ilyen kifejezés a *case* szerkezet, amelyet a CaseReduction algoritmus három különböző műveletre alakít (*select*, *ifcon*, *mux*),

```
library IEEE;
use IEEE.STD_LOGIC_1164.ALL;
use IEEE.STD_LOGIC_ARITH.ALL;
use IEEE.STD_LOGIC_UNSIGNED.ALL;
use work.defs.all;

entity benchmark is
  port (restart, clk: in  std_logic;
    %input%  : in  std_logic_vector (31 downto 0);
    Output   : out std_logic_vector (95 downto 0);
    c%input% : in  std_logic;
    cOutput  : out std_logic
  );
end benchmark;

architecture Behavioral of benchmark is
%components%
%signals%

begin
%operations%
  Output <= %output%;
  cOutput <= c%output%;
end Behavioral;
```

2.13. ábra. *VHDL topmodul sablon*

ezenkívül a konstansok (*const*) és a Core alkalmazásként megvalósuló adatkonstruktorok (*dcon*). Az *IterationConversion* algoritmus az *iterate* függvénnyel operál, így ez is része a kötelező elemeknek. Ezeknek a műveleteknek szükségképpen minden művelethalmaznak elemei kell, hogy legyenek, hiszen bármelyik Haskell forráskód tartalmazhatja ezeket a kifejezéseket. A Haskell-EOG fordító öt különböző műveletet vezet be, ezek listáját a 2.2. ábrán soroltam fel, az egyes műveletek és paramétereik jelentése pedig a következő:

- *const*: olyan művelet, amelynek nincs bemeneti paramétere, így a kimenetén mindig egy konstans értéket közvetít
  - *width*: a konstans bitszélessége

const	Const<width,value>	konstans
dcon1	DCon1<cw,c,v1>	1 param. ADT konstruálás
dcon2	DCon2<cw,c,v1,v2>	2 param. ADT konstruálás
dcon3	DCon3<cw,c,v1,v2,v3>	3 param. ADT konstruálás
select	Select<inw,from,outw>	ADT adatleválasztás
ifcon	Ifcon<width,cw,c>	case alternatíva
mux2	Mux2<width>	case multiplex (2 irány)
mux3	Mux3<width>	case multiplex (3 irány)
iterate	Iterate<width>	iteráció

2.2. táblázat. *Kötelező művelethalmaz elemek (az oszlopok rendre: bevezetett függvénynév, VHDL modulnév sablonparaméterekkel és a művelet leírása)*

  - *value*: a konstans értéke

- *dcon1..dcon3*: létrehoz egy ADT adatot megadott konstruktorral és paraméterekkel (data constructor)
  - *cw*: a konstruktor bitszélessége
  - *c*: a konstruktor értéke
  - *v1..v3*: a konstruktor utáni paraméterek (számuk attól függ, hogy az adott konstruktornak hány paramétere van)

- *select*: egy ADT adatútról leválasztja az egyik konstruktor utáni értéket
  - *inw*: a bemeneti bitszélesség
  - *from*: az első olyan bit sorszáma, amely szerepelni fog a kimeneten
  - *outw*: a kimeneti bitszélesség

- *ifcon*: megvizsgálja, hogy egy ADT adatúton a megfelelő konstruktorral érkezik-e az adat, ha a válasz igen, adattovábbítás történik
  - *width*: a bemeneti bitszélesség
  - *cw*: a konstruktor bitszélessége
  - *c*: a konstruktor értéke

- *mux2..mux3*: az elágazások utáni egyesítésért felel (az elágazások száma szerint különböző megvalósítás szükséges)
  - *width*: a ki- és bemeneti bitszélesség

- *iterate*: iterációt megvalósító művelet, ami a Haskell *iterate* függvényből, átalakítással jön létre.
  - *width*: a ki- és bemeneti bitszélesség

2.4.2. Egyszerű alapműveletek

Megvizsgáltam a GHC 6.12.2 verziójának *Prelude* alapkönyvtárát [5], és ezt alapul véve meghatároztam azokat a műveleteket, amelyek a számtípusokon értelmesek és segítségükkel matematikai függvények széles köre írható le.

A számtípusok közül kizárom a *Rational* és az *Integer* használatát, ezek ugyanis rekurzív struktúrák, így azok implementálása a végtelen számok ábrázolásának elkerülése érdekében nem valósulhat meg. A lebegőpontos típusok implementálása megvalósítható lenne létező, VHDL formában adott hardveres IP-kkel. Ezek erőforrásigénye kifejezetten nagy, viszont lényegében nem változtatják a nyelv kifejezőerejét, ugyanis kisebb pontosságot megengedve a műveletek fixpontos ábrázolással (így tehát egész típusokkal) is megvalósíthatóak. Az alap művelethalmazban ezért lebegőpontos műveleteket nem implementáltam.

A műveletelhalmazban a 32 bites `Int` számtípust fogom definiálni, ennek analógiájára bármilyen más fixpontos típus megvalósítható. A számtípus mellett nélkülözhetetlen a logikai típus, így a `Bool` ugyancsak bekerül a műveletelhalmaz típusai közé. Azok az ADT típusok, amelyek csak ezeket a típusokat tartalmazzák paraméterként, minden további nélkül használhatóak. (ilyenek pl. a `Maybe a` és `Either a b` paraméteres típusok)

A típusok meghatározása után fontos körülhatárolni az azokkal végezhető műveleteket. Fontos, hogy egy olyan műveletalmazt adjunk meg, amellyel minden értelmes művelet megvalósítható. A `Bool` típus szokásos műveletei a logikai és, vagy, nem, az `Int` típus aritmetikai műveleteit pedig az `Eq`, `Ord`, `Num` és `Integral` típusosztályok definiálják.

A műveletelhalmaz összes, kötelező műveleteken (2.4.1. fejezet) kívüli elemeit összefoglaltam a 2.3. táblázatban.

A műveletelhalmaz egyes elemeinek megvalósítása a következőképpen alakul. A `Num` típusosztály összes művelete a 2.1.3. fejezetben implementált `(+)` művelethez hasonlóan egyszerű kombinációs hálózattal triviálisan megvalósítható.

Az `Eq` és `Ord` típusosztályok műveletei sem okoznak problémát, ezek annyiban különböznek az előző csoporttól, hogy a kimenetük (`Min` és `Max` kivételével) `Bool` típusú lesz. (Az `Eq` típusosztálynál a `compare` műveletet nem szerepeltetem, mert ez a többi művelettel kiváltható)

A `Bool` típushoz tartozó `&&`, `||` és `not` műveletek két-két ill. egy db. bitből állítanak elő ugyancsak egybites adatkimenetet, ez szintén megvalósítható kombinációs hálózatként.

Külön bánásmódot érdemelnek az `Integral` típusosztály `quot`, `rem`, `div` és `mod` műveletei, ezeket ugyanis algoritmikus költségüknél fogva nem éri meg kombinációs hálózattal megvalósítani, ezeket ezért több órajelciklust igénylő VHDL modulokkal valósítom meg.

Bool műveletek:

(££) :: Bool -> Bool -> Bool	And	logikai és
(||) :: Bool -> Bool -> Bool	Or	logikai vagy
not :: Bool -> Bool -> Bool	Not	logikai nem

GHC.Classes.Eq osztály műveletei:

(==) :: a -> a -> Bool	Eq<width>	egyenlő
(/=) :: a -> a -> Bool	Ne<width>	nem egyenlő

GHC.Classes.Ord osztály műveletei:

(<) :: a -> a -> Bool	Lt<width>	kisebb
(<=) :: a -> a -> Bool	Le<width>	kisebb v. egyenlő
(>) :: a -> a -> Bool	Gt<width>	nagyobb
(>=) :: a -> a -> Bool	Ge<width>	nagyobb v. egyenlő
min :: a -> a -> a	Min<width>	minimum
max :: a -> a -> a	Max<width>	maximum

GHC.Classes.Num osztály műveletei:

(+) :: a -> a -> a	Add<width>	összeadás
(*) :: a -> a -> a	Mul<width>	szorzás
(-) :: a -> a -> a	Sub<width>	kivonás
negate :: a -> a	Neg<width>	negáció
abs :: a -> a	Abs<width>	abszolút érték
signum :: a -> a	Signum<width>	szignum

GHC.Real.Integral osztály műveletei:

quot :: a -> a -> a	Quot<width>	osztás
rem :: a -> a -> a	Rem<width>	maradék
div :: a -> a -> a	Div<width>	osztás
mod :: a -> a -> a	Mod<width>	maradék

2.3. táblázat. *A művelethalmaz összes eleme (az oszlopok rendre: Haskell függvényfejléc, VHDL modulnév sablonparaméterrel, ill. a művelet szövegesen)*

3. fejezet

A módszer kiterjesztése többsebességű (multi-rate) problémákra

A 2. fejezetben bemutatott módszer egyszerű, kizárólag egysebességű adatfolyamok Haskell nyelvű implementálására, és annak VHDL-be történő konvertálására jól használható, azonban **többsebességű** (multi-rate) [27, 17, 15] adatfolyamokat is tartalmazó Haskell forráskódokra nem alkalmazható.

A következő szakaszban egy egyszerű számítási képlet példáján keresztül megvilágítom, miért nem hagyhatjuk figyelmen kívül a többsebességű adatfolyamokat is tartalmazó próblémákat. Ezt követően a használt adatfolyam modellt (EOG) és a fordítói módszert olyan kiterjesztésekkel látom el, amelyekkel a rendszer alkalmas lesz többsebességű adatfolyamgráfok kezelésére is.

Adott a következő egyszerű feladat, miszerint ki kell számolnunk a bemenetként kapott x értékre a következő képletet:

$$g(x) + \sum_{i=0}^{k} f(x+i) \tag{3.1}$$

Itt f és g egy-egy általános, a 2.4. fejezetben definiált alapműveletekkel leírható függvény. (fontos megjegyezni, hogy ezek bármilyen függvények lehetnek, így pl. nem csak összeadás vagy szorzás, amely esetben a fenti képletből eltűntethető lenne a szumma)

Tekintsük úgy, hogy f és g egy-egy olyan művelet, amit az EOG reprezentációban a gráf csomópontjaként felhasználhatunk, és legyen $k = 1023$. A probléma fő forrása az, hogy a g függvényt egy adott x bemenetre egyszer kell kiértékelnünk, míg az f függvényt adott x bemenetre 1024-szer alkalmaznunk kell. Ez a képlet az eddig ismertetett EOG leírással csak úgy realizálható, ha az egyetlen g csomópont mellett létrehozunk 1024 db. f, és a hozzájuk tartozó 1023 db. összeadó csomópontot. Egyértelműen látszik, hogy ez az eljárás megfelelően nagy k esetén erőforrásproblémák miatt hardverben kivitelezhetetlen, még ha a köztes reprezentációként szolgáló elemi műveleti gráf esetleg kezelhetetlen (de legalábbis

átláthatatlan) nagyságáról nem is ejtünk szót.

A megoldás az, hogy az f függvény fizikailag egyszer (esetleg kis számú egészszer, ezzel az esettel továbbfejlesztési lehetőségként foglalkozom) kerül megvalósításra, és egy x bemenet beérkezése esetén egymás után többször (k-szor) kerül alkalmazásra. Ezt az eddig használt EOG modell nem tudja reprezentálni, mert a gráf különböző műveleteire különböző újraindítási időkkel kellene számolnunk, így az alapfeltevések és az algoritmusok [10] nem használhatóak. A megoldás az EOG modell kiterjesztése olyan formára, ami már képes a többsebességű adatfolyamokat is kezelni.

A következőkben megvizsgálom a 2. fejezetben ismertetett interfészeket a többsebességű adatfolyamok megjelenése szempontjából, majd az interfészeket úgy módosítom, hogy az új feltételek is kielégíthetőek legyenek.

3.1. Többsebességű adatfolyamok a fordítás interfészein

A többsebességű adatfolyamok problémája a fordítási módszer mindhárom interfészén, a Haskell nyelvű forráskódban, a köztes adatfolyam reprezentáción és a VHDL hardverleíráson is megjelennek. A 3.1.1. fejezetben kiterjesztem az EOG modellt olyan formára, hogy az alkalmas legyen többsebességű adatfolyamgráfok leírására, a 3.1.2. fejezetben azt vizsgálom, hogy a Haskell nyelvű forráskódból miként következtethető ki minden műveletre vonatkozóan a kimeneti adatfolyamok frekvenciáinak eltérése, majd a 3.1.3. fejezetben a kimeneti VHDL leírás szükséges változtatásait taglalom.

3.1.1. Többsebességű elemi műveleti gráf

A 2.1.2. fejezetben röviden ismertetett EOG reprezentáció egy egysebességű adatfolyamgráf, és a modell többsebességű adatfolyamok esetén nem alkalmazható. A most következő fejezetben kiterjesztem az EOG modellt, ami ennek köszönhetően alkalmas lesz többsebességű adatfolyamok leírására is. A kiteresztésre a továbbiakban **MREOG** (multi-rate EOG, azaz többsebességű elemi műveleti gráf) néven fogok hivatkozni. Ahol az egyértelműség miatt fontos, ott az egysebességű EOG-t SREOG néven fogom használni.

Fontos cél, hogy az EOG modellhez kapcsolódó szabályok az MREOG-n is fennáljanak, így a hozzá kapcsolódó nagy számú algoritmusok az új modellen is alkalmazhatóak lesznek.

Az MREOG egy olyan adatfolyamgráf, amelyből egyértelműen megtudható, hogy melyek az azonos frekvenciájú jeleket továbbító adatfolyamok. (a frekvencia itt a megszokott értelmű, azaz az adatfolyamon érkező értékek egy másodpercre vetített darabszáma)

Az MREOG **blokk** egy olyan rekurzív struktúra, amely további blokkokat és műveleteket tartalmaz, az utóbbiakra a blokk **saját műveletei** néven hivatkozunk. Egy blokk saját műveletei közül bármelyik kettő között kizárólag azonos frekvenciájú jeleket továbbító adatfolyamok szerepelhetnek és erre az azonos frekvenciára a **blokk sajátfrekvenciája** néven is hivatkozhatunk.

Az MREOG az előbbi definíciót használva egy egyetlen blokkból álló rekurzív struktúra, amely így az összes műveletet tartalmazza a köztük felépített adatfolyamokkal együtt. (az egyetlen blokk persze tartalmazhat újabb blokkokat, ahogy az a definícióból kiderül)

Az így definiált blokkok hierarchiát alkotnak, ez pedig leírható egy fával, aminek gyökéreleme a legkülső blokk, azaz amit már egyik blokk sem tartalmaz. (ez tulajdonképpen az az egyetlen blokk, ami a teljes MREOG-t jelenti) A fa levelei a műveletek, köztes csomópontjai pedig az egyes blokkok. Blokk nem lehet levél, hiszen ez azt jelentené, hogy a blokk nem tartalmaz saját műveletet és további blokkokat sem. A fa csomópontjai tehát az MREOG blokkjai és műveletei, a köztük futó éleket pedig a következő szabályokkal határozhatjuk meg.

A fában a B_i blokknak megfelelő csomópont a B_j blokknak megfelelő csomópont gyereke lesz, ha B_j közvetlenül tartalmazza B_i-t, azaz a feltétel halmazműveletekkel leírva (a halmaz elemei maguk a műveletek):

$$B_i \subset B_j \wedge \nexists k, k \neq i, k \neq j, B_i \subset B_k \subset B_j$$

A fában az o_i műveletnek megfelelő csomópont a B_j blokknak megfelelő csomópont gyereke lesz, ha o_i a B_j saját művelete, azaz a feltétel:

$$o_i \in B_j \wedge \nexists k, k \neq j, B_k \subset B_j, o_i \in B_k$$

Az így definiált hierarchia fát a továbbiakban segédgráfként alkalmazom, ami a műveletek vagy a blokkok bizonyos paramétereinek számítására lesz alkalmas. Mivel a fa az eredeti gráf adatfolyamait nem tartalmazza (élei nem adatfolyamok, hanem a hierarchia szinteket választják el egymástól), ezért VHDL generálásra nem is lenne alkalmas.

Fentiekből következik, hogy az SREOG egyetlen blokkot tartalmaz, amelynek sajátfrekvenciája megegyezik a bemenet (és ezzel együtt a kimenet) frekvenciájával, azaz minden egyes bemeneti jelre az összes művelet egyszer hajtódik végre. Egy MREOG esetében a modell több, egymásba ágyazott blokkot is tartalmaz. A gyökér blokk sajátműveleteire itt is igaz, hogy minden bemenetre egyszer hajtódnak végre, ezzel szemben a gyerek blokkok sajátműveletei bemenetenként n-szer hajtódnak végre, ahol $n > 1, n \in \mathbb{N}$.

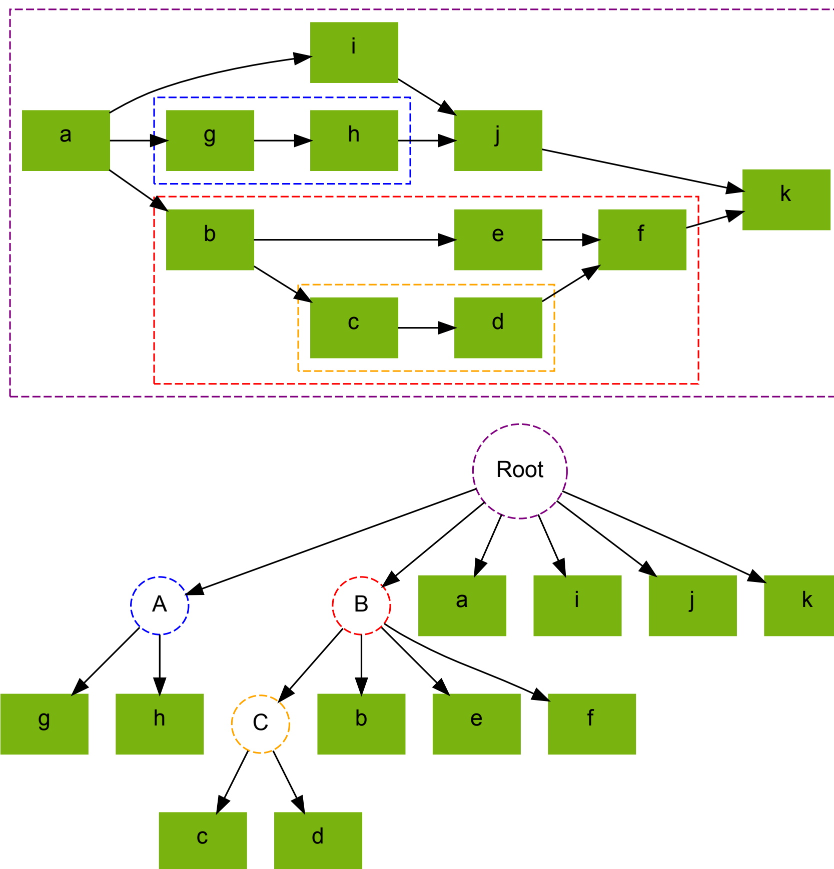
Minden blokk egyedi azonosítóval rendelkezik, a gyökér blokk neve definíció szerint Root. Egy művelet hierarchiaszintje a gyökérelem és a művelet közötti úton található csomópontok száma lesz. (a gyökérelem és a művelet csomópontok nem számítanak, így egy két él hosszú út esetében a hierarchiaszint 1)

Az EOG-hez képest a grafikus megjelenése úgy módosul, hogy a hierarchia fát tekintve minden blokk esetében keretezéssel látjuk el a blokk gyerekeit, így elválasztva azokat a többi művelettől és blokktól.

Az EOG szöveges leírása úgy módosul, hogy a típusmegadás utáni oszlopban listaalakban felsoroljuk a gyökértől az adott művelethez vezető úton található blokkok azonosítóját. A típus template paraméterének első értéke a hierarchiaszint lesz (ami nem más, mint az előbbi lista elemszáma egyel csökkentve). Egy egyszerű MREOG szöveges és grafikus ábrázolása és a hozzá tartozó hierarchia fa az a 3.1. ábrán követhető nyomon.

Az MREOG definiálása után rátérek az EOG két fontos paraméterének számítására a többsebességű esetre vonatkozóan.

```
a   "a<0,32>"   ["Root"]
b   "b<1,32>"   ["Root","B"]       a
c   "c<2,32>"   ["Root","B","C"]   b
d   "d<2,32>"   ["Root","B","C"]   c
e   "e<1,32>"   ["Root","B"]       b
f   "f<1,32>"   ["Root","B"]       d e
g   "g<1,32>"   ["Root","A"]       a
h   "h<1,32>"   ["Root","A"]       g
i   "i<0,32>"   ["Root"]           a
j   "j<0,32>"   ["Root"]           i h
k   "k<0,32>"   ["Root"]           j f
```



3.1. ábra. *Egyszerű MREOG szöveges és grafikus leírása, és a hozzá tartozó hierarchia gráf (az MREOG-ban és a hierarchia gráfban egymásnak megfeleltethető blokkokat azonos színnel és szaggatott vonallal jelöltem)*

Újraindítási- és lappangási idő számítása

SREOG esetében alapvető fontosságú az újraindítási- és lappangási idők számítása [10]. Az **újraindítási idő** (R) azt adja meg, hogy az adatfolyamgráf bemenetére milyen időközönként érkezhet újabb feldolgozandó adat. A **lappangási idő** (L) azt adja meg, hogy a bemeneti mintavételezéshez képest mennyi idő múlva jelenik meg a kiszámított eredmény az adatfolyamgráf kimenetén. Fontos tehát, hogy ezek számítása MREOG esetére is megoldható legyen.

Egy MREOG csupán a hierarchia eltűntetésével („lapítás”) nem lesz alkalmas az R és L meghatározására, mert az eltérő adatfolyam-frekvenciák miatt a műveletek egyenként vett futási ideje (t_i) nem összemérhető.

Az MREOG azon B_i blokkja, amely csak leveleket (vagyis csak műveleteket) tartalmaz, az R és L számítás a szokásos módon [10] elvégezhető, hiszen ez csak egysebességű adatfolyamokat tartalmaz. A B_i blokkra megkapott R_i és L_i értékekből kiszámítható a B_i blokkra, mint virtuális műveletre vett futási idő, azaz a t_i:

$$t_i = (n_i - 1) * R_i + L_i \tag{3.2}$$

A képletben szereplő n_i azt jelenti, hogy az B_i műveleteit n_i-szer futtatjuk le minden olyan bemenetre, ami a B_i-n kívülről jön, azaz közvetlen szülőjétől. Az n_i-t a B_i blokk rátájának nevezzük, ami azt mondja meg, hogy mialatt B_i szülőjében egyszer alkalmazzuk a sajátműveleteket, az alatt mennyiszer alkalmazzuk B_i sajátműveleteit. (informálisan: mennyivel „gyorsabb” a belső blokk, mint a külső)

A képlet azt jelenti, hogy az eredő t_i futási idő (azaz, hogy meddig foglalt a virtuális művelet) nem más, mint a B_i-re vett lappangási idő (triviális), hozzáadva ehhez azt az időt, ameddig a bemenetre az egymás utáni adatok érkeznek. Mivel a bemenetre R_i időnként érkezhet adat, és n_i az adatok darabszáma, ez az idő $(n_i - 1) * R_i$ lesz.

Ha t_i-t kiszámoltuk, akkor a B_i blokkot egyetlen virtuális művelettel helyettesítjük, amelynek futási ideje t_i lesz. Azért fontos a virtuális művelet fogalmát bevezetni, mert ez a művelet az eredeti adatfolyamgráfban nem található meg, ezt az algoritmus hozza létre. A helyettesítés után minden olyan adatfolyam megmarad, amely a B_i blokkon belüli és azon kívüli műveleteket köt össze, viszont a B_i blokkon belüli művelet helyett (annak hiányában) az új virtuális művelet lesz a végződése. (azaz az él egyik csúcsa az új virtuális művelet lesz)

Az iménti algoritmust iteratívan addig futtatjuk, míg végül a gyökér blokk is egyetlen virtuális műveletre redukálódik. Ez az a pont, ahol már minden blokkra megkaptuk annak újraindítási- és lappangási idejét. A gyökér blokkra vett R és L értékek lesznek az MREOG-ra R és L értékei.

3.1.2. A bemeneti forráskód

A 3.1. képletet sokféleképpen leírhatjuk Haskell nyelven, három egyszerű megvalósítást a következő kódrészlet szemléltet.

```
megoldas1 x = g(x) + segedf 1023
        where segedf 0 = f x
              segedf i = f (x+i) + segedf (i-1)

megoldas2 x = g(x) + fst \$ iterate segedf (0,0) !! 1024
        where segedf (s,i) = (s+f (x+i), i+1)

megoldas3 x = g(x) + sum \$ map (\i -> f(x+i)) [0..1023]
```

Az első megoldás rekurzív függvényt használ, a második és a harmadik megoldás a rekurziót magasabb rendű függvények segítségével elrejti, és egyúttal bevezet egy-egy listát és az ahhoz szükséges műveleteket. (`sum`, `map`, `(!!)`) Mindhárom megoldásnál egyértelmű, hogy az `x` adott értékére az `f` függvény többször kerül alkalmazásra. Első esetben a rekurzióból következtethetünk erre, második és harmadik esetben amiatt, mert az `iterate`, ill. a `map` beágyazott függvényében használjuk `f`-et.

A rekurzív függvények közvetlen használatát kizártuk, ezért az első megoldást nem engedhetjük meg. A harmadik megoldásnak a másodikkal szemben a leírás egyszerűsége és az eredeti képlethez nagyon hasonló leírásmód az előnye, így a következő vizsgálatoknál ezzel az esettel foglalkozom tovább.

A `[0..1023]` listamegadás egy szintaktikai édesítőszer, amely az `enumFromTo(0,1023)` függvényhívásra képződik le. Ezek alapján a példamegoldásban négy függvényünk van, amelyek pontosan a négy lehetséges ki- és bemeneti típuskombinációval rendelkeznek:

- `(+)`: skalár bemenet és skalár kimenet, további példák lehetnének a 2.4. fejezetben bemutatott függvények (kivétel `iterate`)
- `enumFromTo a b`: skalár bemenet és lista kimenet
- `map f xs`: lista bemenet és lista kimenet, és a lista minden elemére lefut az `f` függvény
- `sum xs`: lista bemenet és skalár kimenet, további példák lehetnének a `product`, `maximum` és a `foldl`, ez utóbbi egy általános lista és skalár közötti konverter

A fejezet bevezetőjében már szó volt róla, hogy az `f` függvénynek megfelelő műveletet egyszer hozzuk létre és egymás után többször alkalmazzuk, azaz a bemeneti adatokat egyesével, időben elválasztva adjuk át. Ezt a funkciót a Haskell megoldásban a `map` tölti be, ami a bemeneti lista elemeivel egymás után hívja `f`-et. Ez azt jelenti, hogy a listát felfoghatjuk **stream**-ként, a `map`-nek megfelelő művelet pedig egészen egyszerűen a stream-en egymás után érkező elemeket egymás-után adja át `f`-nek.

Ehhez a gondolatmenethez tökéletesen kapcsolódik a Stream Fusion [18] eljárás, amelyet azonban más céllal hoztak létre. Az volt a cél, hogy az egymás utáni listaműveleteket (`map`, `zip`, `foldr`, stb.) a GHC a fordítás során optimalizálják, és egyetlen átalakított függvénybe tömörítsék. Ezzel az egymás utáni listareprezentációk számát csökkentik, adott esetben akár a listák teljesen el is tűnnek az optimalizálás során, ami a processzorra fordítás esetében is nagyon kedvező hatású. Alkalmazva a Stream Fusion eljárást alapjait, fogalmi szinten áttérhetünk listákról stream-ek használatára.

A skalár bemenetű és lista kimenetű függvények **gyorsító** függvények, hiszen egyetlen értékből egy listát (több értéket, azaz stream-et) generálnak. A lista bemenetű és skalár kimenetű függvények **lassító** függvények, mert listát (több értéket, azaz stream-et) kapnak és ebből egyetlen értéket adnak vissza.

A példameoldásból a sebességszintek nagyon egyszerűen kivehetőek. Mivel a `g(x)` a map-en kívül van, ezért az minden bemenetre egyszer hajtódik végre, a `f(x+i)` függvényt

pedig a map-en belülre írtuk, így azt meg kell hívni a *[0..1023]* lista minden elemére, azaz a sebessége egy hierarchiaszinttel gyorsabb a *g*-nél. (az általánosan felírt *map f xs* függvényhívás esetében az *f* számít belülnek, hiszen ez a függvényparaméter)

Sajnos általános esetben a helyzet nem ilyen egyszerű, ennek demonstrálására szolgál a következő kódrészlet.

```
maptest :: Int -> Int
maptest x =
  let belso j =
        let a = sum \$ map (\i -> i+5) [0..4] :: Int
            b = sum \$ map (\i -> i+j+5) [0..5] :: Int
            c = sum \$ map (\i -> i+x+5) [0..6] :: Int
            d = sum \$ map (\i -> i+j+x+5) [0..7] :: Int
        in (a,b,c,d)
  in sum \$ map belso [0..3]
```

A példában egy $0-3$ intervallumban mozgó külső ciklus (ciklusváltozója: *j*), és az azon belül helyet foglaló négy darab belső ciklus (ciklusváltozója: *i*) található. Látható, hogy bár az *a* változó kiszámítása a külső cikluson belül található, értékét elég a program futása során egyszer kiszámítani, ugyanis nem függ a bemenettől. A *c* változó már függ a bemenettől, viszont a külső ciklus változójától, *j*-től nem, így elég minden *x* bemenetre egyszer kiszámítani értékét. Adott esetben *a* vagy *c* kiszámítása nagyon hosszantartó művelet is lehet, így kifejezetten hátrányos, ha ezeket a műveleteket *j*-szer hajtjuk végre az elégséges 1 helyett.

Az *a* vagy a *c* értéke paraméterként a külső cikluson kívülről is megkapható lenne, és ilyen esetben a fordító az inlining-nak köszönhetően szintén a *belso* függvényen belülre helyezné ezt a kifejezést. Ebből sajnos az következik, hogy nem elég azt vizsgálni, hogy az egymásba ágyazott *map* függvényekben milyen mélyen található egy művelet.

Egy másik megoldás lehet, ha minden műveletnél megvizsgáljuk, hogy operandusai milyen változóktól függnek. Ezek a változók a ciklusváltozók és az egyetlen bemeneti változó. Egy kizárólag konstans operandusokkal rendelkező összeadás művelet eredménye pl. konstans, ellenben ha az egyik operandus az *x* bemeneti változótól függ, akkor az összeadás eredménye is *x*-től fog függni, és így tovább. Ha egy művelet függ a belső *j* ciklusváltozótól, és a *j* függ a külső *i* ciklusváltozótól, akkor a művelet mindkét ciklusváltozótól függni fog, tehát a függés tranzitív.

Ez utóbbi számítás már megfelel elvárásainknak, mert csak akkor végez el egy műveletet, ha a művelet bemenetei változtak, és így a műveletek felesleges futásait kiszűrtük. Ismét megjegyzem, ez az inlining miatt egy kulcsfontosságú kérdés.

3.1.3. Kimeneti hardverleírás

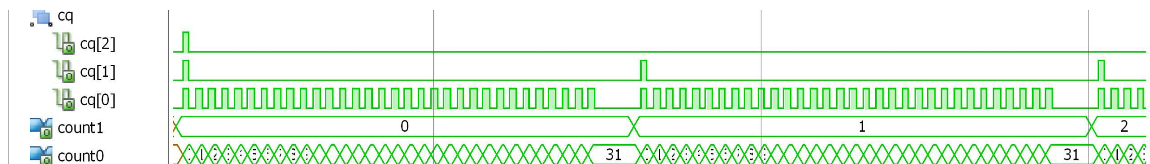
A VHDL leírásban az egyes műveleteket megtestesítő modulok a control bitek hatására lépnek működésbe. MREOG esetében ez az egyszerű vezérlés nem elegendő, ehhez pedig igazolásként elég csak a *sum* művelet működésére gondolni. A *sum* függvény Haskell-ben a lista elemeinek összegét számolja ki, azaz a MREOG *sum* művelete a stream elemeire végzi

ezt. A *sum* VHDL modul a bemenetére érkező értékeket összegzi, de ezt csak addig szabad tennie, amíg egy adott stream-en belüli értékek érkeznek. Amint új stream kezdődik, a szummázást ismét nulláról kell kezdenünk, hiszen a *sum* a stream elemeit adja össze, nem a végtelenségig érkező adatokat.

Célszerű tehát bevezetni egy második control bitet, ami nem az adott skalár érték mintavételezhetőségét jelzi, hanem a skalárokat tartalmazó stream mintavételezhetőségét, azaz a stream kezdetét. Ez a control bit pontosan akkor lesz aktív, amikor a stream első elemének (skalárjának) control bitje aktív.

Egy olyan stream-nél, amelynek minden eleme skalárokat tartalmazó stream, be kell vezetnünk egy harmadik control bitet, hiszen egy *sum* modul összegzi a belső stream-eket, de ennek eredménye skalárokat tartalmazó stream, amit egyébként ismét szummázhatunk. Mindebből tahát az következik, hogy minden MREOG műveleti csomóponthoz a hierarchiaszintjével azonos bitszélességű vektort kell rendelnünk vezérlőjel gyanánt.

A 3.2. ábra. kétszintű stream vezérlőjeleinek hullámformáját mutatja. A cq[2] jel a bemenet mintavételezése, a cq[1] magas szintje a minden bemenetre előálló streamen érkező adatok mintavételezése, de mivel a stream-en belüli adatok szintén stream-ek, ezért megjelenik egy harmadik szint is. A cq[0] jel a belső streamen érkező adatok mintavételezését jelenti. Általánosan elmondhat, hogy a vezérlő vektor 0. bitje mindig a leggyorsabb mintavételezést fogja jelenteni, ugyanis így biztosítható egyszerűen, hogy a skalár-skalár típusú műveletek mindig a legbelső stream adatain operáljanak.



3.2. ábra. *Vezérlő bitek stream esetén*

Mivel a vezérlőbit helyett a vezérléshez bitvektort használunk, és a bitvektor szélessége a hierarchiaszinttől függ, ezért azt a VHDL modulok generikus paramétereként célszerű átadnunk. A generikus paramétereket a 2. fejezetben leírt módszer is támogatja, így ez nem okoz plusz munkát. Innentől kezdve minden VHDL modul első generikus paramétere a hierarchiában elfoglalt szintet fogja jelezni.

3.2. A fordítási algoritmus kiterjesztése

Az interfészek vizsgálata és módosítása után rátérek a fordító azon módosításaira, amely lehetővé teszi a heterogén sebességű műveletek használatát. A Haskell-EOG fordítóban ehhez két új algoritmust kellett bevezetnem, egyik a 3.2.1. fejezetben bemutatásra kerülő MapConversion, a másikat pedig a 3.2.2. fejezetben mutatom be, és a műveletek hierarchiában elfoglalt helyét határozza meg. Az EOG-VHDL fordító minimális módosításra szorul, itt a vezérlő *signal*-ok *std_logic*-ról (egy bites jel) *std_logic_vector*-ra (több bites vektor) való átírása elegendő a sikerhez, így ezt a későbbiekben nem fejtem ki bővebben.

3.2.1. MapConversion transzformáció

A *map* magasabbrendű függvény definíciója:

```
map :: (a -> b) -> [a] -> [b]
map _ []      = []
map f (x:xs) = f x : map f xs
```

A *map* függvény első paramétere egy egyparaméteres *f* függvény, amely a második paraméterben megadott lista összes elemére meghívódik. Az *f* visszatérési értéke a második paraméterrel megegyező elemszámú lista azonos helyére kerül.

A **MapConversion** transzformáció nagyon hasonó a 2.2.3. fejezetben bemutatott IterateConversion-höz, így ez is egy egyszerű Core2Core transzformáció, amit a 3.3. ábrán a már megszokott formalizmussal ismertetek.

`01: app map`
`02:   lam x`
`03:     E`
`04:   E2`
	`01: let x =`
	`02:         E2`
	`03:   note "lam x"`
	`04:     E`

3.3. ábra. *IterateConversion általános képlet*

Mint látható, a transzformáció nagyon egyszerű, és tulajdonképpen a *map* függvény eltűntetéséről szól. A *map* kimenetét az *E* kifezés, azaz a belső lambda absztrakció adja. Azokra a pontokra, ahol a belső lamda absztrakció paraméterét (*x*-et) felhasználjuk az *E2* kifejezés kerül, vagyis a második paraméterként megadott lista. (ami az MREOG nyelvezet szerint már stream) Ezt a működést az újonnan bevezetett *let x =* csomópont valósítja meg. Fontos, hogy az *E* kifejezés gyökerét egy *note* csomóponttal megjelöljük, mert az OpTree fában ez a csomópont fogja jelezni az eltűntetett *map* belső lambda absztrakciójának kezdetét.

A Haskell nyelv szempontjából a Core a transzformáció után nem marad típuskonzisztens, ugyanis az *E2*-nek a típusa lista, az *E*-n belül felhasznált *x* pedig a lista elemei, de x itt magát a listát, az *E2*-t kapja meg. Az ilyen értelemben vett típusinkonzisztencia nem okoz problémát, hiszen a gráfból MREOG reprezentáció készül, ahol a stream és a skalár csak a hierarchiában elfoglalt szint vonatkozásában tér el egymástól, egyébként a kettő típusazonos.

A MapConversion transzformációt a 2.6. ábrán vázolt Haskell-EOG pipeline IterateConversion és AppRename transzformációi közé célszerű beékelnünk.

3.2.2. A hierarchia automatikus felépítése

A többsebességű adatfolyamokat is támogató fordítás leglényegesebb pontjához érkeztünk. Most következik annak az algoritmusnak a leírása, amely minden műveletre, azaz az OpTree minden csomópontjára meghatározza az MREOG hierarchiában elfoglalt helyét, azaz felépíti magát az MREOG-t. Az algoritmust a 2.6. ábrán látható fordítói pipeline Co-

reToTree és TreeSimplifier átalakításai közé kell beékelnünk, mert ez az a pont, ahol a Core-ból már OpTree reprezentáció lett, és a szükséges segéd csomópontok (mint pl. a note „lam x") még nem tűntek el.

Az algoritmus négy lépésből áll, ezek mindegyike az OpTree fát járja be O(n) költséggel. A lépések a következők:

1. Ciklusváltozók sorszámozása: az OpTree preorder bejárása során a MapConversion által létrehozott `Note lam` csomópontok esetében a kapcsolódó változó (a MapConversion transzformációnál látott példában ez `x` volt) neve elé egy sorszámot írunk, ami az egymásba ágyazás során egyre magasabb értéket vesz fel. Erre azért van szükség, hogy a blokk azonosítók sorrendhelyesen (először a gyökérelem, majd annak gyereke, stb.) kerülhessenek felsorolásra.

2. Műveletek változófüggésének meghatározása: az OpTree postorder bejárásánál minden node-ra megállapítjuk, hogy az mely változóktól függ, azaz a node alatti részfák mely változók értékeit használják fel. A postorder bejárás biztosítja, hogy először a levelekre értékelődjön ki a függőség vizsgálat, így minden node számításakor csak a közvetlenül alatta lévő node-ok függőségeit kell figyelembe venni.

3. Változófüggőségek tranzitív kiterjesztése: ha egy node az `i` ciklusváltozótól függ, és az `i` ciklusváltozó pedig a `j` ciklusváltozótól, akkor a node is függ `j`-től. Az OpTree bejárjuk preorder módon, és minden `Note lam` csomópontnál a hozzá tartozó változót és függőségeit feljegyezzük, majd a gyerekeinek a bejáráskor ezt átadjuk. Ha egy művelet `i`-től függ, akkor a függőségi halmazhoz hozzávesszük az `i` változóhoz rendelt függőségeket is. Ezt könnyen megtehetjük, mert a `Note lam i` csomópontnál `i` függőségeit feljegyeztük, és paraméterként átadtuk a gyerekeknek.

4. Hierarchiaszintek meghatározása: preorder bejárásnál minden node-ra megszámoljuk az előbbiekben már feltöltött függőségi lista elemeinek számát, ez lesz maga a hierarchiaszint. Az üres függőségi lista azt jelenti, hogy az adott művelet eredménye konstans. Ilyen esetben a konstanst szinkronizálni kell az azt felhasználó nem konstans művelettel, azaz a művelet függőségi listáját a konstansra átmásoljuk. Ez azért nagyon fontos, mert találkozhatunk stream konstansokkal is, amelyek a gyakorlatban nem konstansok, hiszen az adatokat egymás után felsorolva küldik. Ilyen esetben a felsorolást végző műveletet (rendszerint EnumFromTo) a blokkjának megfelelő bemenettel triggerelni kell. Ha ez nem történik meg, az EnumFromTo műveletnek nem adjuk át az információt, hogy mikor kell elkezdenie a felsorolást, így az egymás után többször semmiképp nem tud lefutni. (ami pedig követelmény lehet)

Az algoritmus lefutása után minden Node-hoz ismert lesz a hozzá tartozó hierarchiaszint és a tartalmazó blokkok gyökérelemtől indított azonosítói

Az EOG szöveges reprezentációjának elkészítésekor a művelet első generikus paramétere a hierarchiaszint lesz, a harmadik oszlopba pedig a blokk azonosítók kerülnek sorrendhelyesen. (a ciklusváltozók sorszámozása miatt ez alfanumerikus sorrendet jelent)

3.3. A művelethalmaz kivővítése

A fejezet eddigi részében a fordító módszerének kibővítésével foglalkoztam, hogy a rendszer alkalmas legyen többsebességű adatfolyamok kezelésére is. A módszert implementáltam, a fordítóprogram most már képes az MREOG-ben reprezentálható algoritmusok Haskellből VHDL-be történő fordítására. Egy dolog maradt hátra, ez pedig a konkrét műveletek definiálása és VHDL-ben történő leírása, hogy a fordító új képességeit ténylegesen ki tudjuk használni Haskell nyelven írt forráskódokból. A következő két alfejezet során a művelethalmazt kibővítem a stream-, ill. a tömbkezelő műveletekkel.

3.3.1. Stream műveletek

A stream műveletek a Haskell lista kezelő függvényeiből adódnak. A továbbiakban a stream-ek fogalmánál maradok, ezért fontos megjegyezni, hogy a forráskód szintjén ezek még listaként szerepelnek, ezt a műveletek tárgyalásánál érdemes mindi észben tartani.

A 3.1.2. alfejezetben láttuk, hogy a 3.1. képlet számítása három listaműveleten alapszik: `enumFromTo`, `map` és `sum`. Ez a három művelet már elégséges az MREOG létrejöttéhez, mert tartalmaz gyorsító (enumFromTo) és lassító (sum) műveletet is. Mivel minden lassító művelet megegyezik az alapok szintjén, ezért most példaként csak a `sum`-mal foglalkozom. Ennek analógiájára nagyon könnyen áttérhetnénk a `product` vagy a `maximum`, vagy egyéb lassító függvényre is. A gyorsító függvényeknél ugyan ez a helyzet.

A `Map`-et a MapConversion transzformáció eliminálta, így csak az `EnumFromTo`, és `Sum` modulok VHDL leírásáról kell szót ejtenem.

Az `EnumFromTo` tulajdonképpen úgy viselkedik, mint egy for ciklus. A bemenetén érkező intervallumhatárokon belül lépteti a kimeneti változójára kötött számláló értékét, a generikus paraméterként megadott késleltetési időközönként. Ez az időköz a blokkra alkalmazott, R újraindítási idő kiszámítása során adódik. Ha a B_i blokk újraindítási ideje R_i, akkor a B_i-ben található EnumFromTo késleltetési időköze pontosan az R_i érték lesz. Ez egyszerűen abból adódik, hogy az EnumFromTo-nak két érték között ki kell várnia az utána következő műveletek minimális újraindítási idejét, hogy azok a műveletek rendben lefussanak.

A `Sum` a bemenetére érkező stream értékeit összegzi. A stream kezdetét jelző második szintű vezérlőbit a modulban található `accum` regisztert nullázza, így minden stream kezdetén a számlálás nulláról indul.

A modulok egy-egy lehetséges VHDL kódja a függelékben megtalálható.

3.3.2. Tömb műveletek

A stream-ekkel és műveleteikkel kapcsolatban egy fontos dologról még nem esett szó. Haskell-ben könnyen leírhatunk olyan algoritmust, ami először előállít egy listát, majd ezen a listán többször végigmegy. Egy egyszerű példa, ha a lista maximumát hozzá kell adnunk a lista összes eleméhez. Nyilvánvaló, hogy először ki kell választanunk a maximális elemet (első bejárás), és csak ezután kezdődhet az összeadás (második bejárás).

Az előbb felvázolt lista a fordítás során stream-ként kerül létrehozásra, ami azt jelenti, hogy a lista elemei egymás után, és csak egyszer jelennek meg a stream-et megtestesítő adatfolyamon. A stream elemeit tehát nem soroljuk fel kétszer, így a fent vázolt algoritmus kudarcot vall. A problémára két főbb megoldás létezhet. A stream előállításáért felelős műveleteket esetleg rá lehet venni, hogy ismételten kiszámolják a stream elemeit, így az újra felsorolható. Második esetben az egyszer kiadott stream-et memóriában eltároljuk, és legközelebb a memóriából olvassuk vissza stream-ként, így ameddig a memóriában fellelhető az elmentett stream, azon bármennyiszer végig tudunk menni. Az első eset az eddigi műveletekkel megoldható, de adott esetben előfordulhat, hogy a stream újra generálása csak nagyon költségesen lenne kivitelezhető, és így a második megoldás kerülhet előtérbe.

Ebben az alfejezetben a második megoldással foglalkozom, vagyis azzal, hogy hogyan tudunk egy stream-et elmenteni, majd újra felolvasni. Ezt kidolgozva más előnyökhez is jutunk, mégpedig, hogy a letárolt lista adott indexű elemeihez a memóriában való tárolás miatt O(1) idő alatt hozzá tudunk férni, szemben a lista vagy a stream esetében, ahol ez az idő O(n).

Haskell-ben létezik tömböt megvalósító adatstruktúra, amelynek definíciója a következőképp néz ki:

```
data (Ix a) => Array a b = MkArray (a,a) (a -> b) deriving ()
```

Egy tömböt ezek szerint megadhatunk egy index intervallummal, és egy olyan függvénnyel, ami az indexből értékre képez le. A működésébe ennél részletesebben nem kell belemélyednünk, helyette az *Array*-el végezhető alapműveletekre érdemes koncentrálni:

- *listArray*: Array létrehozás, és az elemek feltöltése kezdeti értékkel
- *(//)*: adott indexű elem módosítása
- *(!)*: adott indexű elem lekérése

Ezzel a három művelettel a felvázolt probléma már megoldható. A *listArray*-t nem tekintem műveletnek, mert a létrehozás fordítási időben, statikusan működhet. (az elosztottan használt memóriák és a memóriaallokálás kérdése túlmutat jelen dolgozat határain) Az elemek kezdeti értékkel való feltöltését pedig szintén statikusan fordítási időben, vagy dinamikusan a *(//)* művelet használatával meg tudjuk valósítani.

Minden listArray-hez tehát egy-egy block RAM-ot kell létrehoznunk fordítási időben, amit utána az olvasási és írási műveletekkel futási időben is kezelhetünk.

A *(!)* operátor, vagyis a VHDL szinten *nth*-nak hívott modul a bemeneti értékét a block RAM címvonalára küldi, a block RAM által a kimeneti adatvonalon szolgáltatott érték pedig az *nth* kimenetére fog kerülni egy órajel eltolással. (amennyiben a block RAM szintén a rendszer órajelre van kötve, ami szinkron hálózat lévén persze indokolt)

A *(//)* operátor listát vár, vagyis VHDL megfelelője, a *wr* nevű modul stream-et. A stream-en érkező adatok párosával érkeznek (2-es tuple-ként), aminek egyik eleme az indexet jelenti, másik eleme pedig az indexre beírandó értéket. A művelet megvalósítása

szintén egyszerű, a *wr* modul az indexet a block RAM címvonalára, az értéket pedig a bemeneti adatvonalára köti, így a következő órajelre az érték bekerül a block RAM index által meghatározott címére.

A modulok egy-egy lehetséges VHDL kódja a függelékben megtalálható.

4. fejezet

A módszer gyakorlati alkalmazása mintafeladatokon

A 2. és a 3. fejezetekben általam kidolgozott módszert Haskell nyelven írt fordítóprogramként implementáltam, melynek a fordítás során keletkezett naplója a függelékben megtekinthető. Az elkészült fordítóprogramot egy PID szabályozó és egy MP3 dekódoló algoritmusrészleten teszteltem, jelen fejezetben a teszt eredményeit mutatom be.

4.1. PID szabályozó

Az elkészült fordítóprogramot Csák Bence Ph.D. értekezésében [14] példaként használt PID szabályozó algoritmussal teszteltem, ennek eredményét ismertetem a most következő fejezetben.

Az értekezés szerinti C nyelven írt kód a 4.1. ábrán olvasható. Ennek Haskell nyelvi változatát elkészítettem, és a 4.2. ábrán be is mutatom. A *plant_algo* és *pid_algo* függvények mindkét megoldásban ugyan azt a belső működést valósítják meg, a legfőbb eltérés az, hogy a Haskell tiszta funkcionális nyelv, tehát a C verzió statikus változóit (*esum* és *e*) a függvény paramétereként és a visszatérésnél is szerepeltetni kell. A C példa for ciklusának belsejét a Haskell kód *iteration* függvényeként implementáltam, a for ciklus, tehát a teljes algoritmus pedig az *algo_main* függvénybe került.

Ahhoz, hogy a hardveres osztás minél egyszerűbben megvalósítható legyen, a 8-al való osztáshoz bevezettem egy *quot8* nevű függvényt, amit ezért a művelethalmazban is definiálnom kellett.

4.1.1. A fordítás lépései

A fordítóprogram első lépésként a Haskell forráskódból a GHC könyvtári függvényei segítségével előállítja a 4.3. ábrán látható Core reprezentációt. A CaseReduction algoritmus ebből a reprezentációból eliminál minden *case* kifejezést, az így kapott kódot pedig az IterateConversion alakítja át, ennek eredménye látható a 4.4. ábrán. A még mindig Core formájában létező leírás az AppRename és CoreToTree fázisokon keresztülhaladva a 4.5. ábrán szövegesen bemutatott gráfot eredményezi, aminek a TreeSimplifier algoritmus utá-

```c
#include <stdio.h>
char plant_algo(char c, char y)
{
  y = (7*c + y) / 8;
}
char pid_algo(char x, char y)
{
  static const char cp=2;
  static const char ci=1;
  static const char cd=2;
  static char esum = 0;
  static char e = 0;
  char p,i,d, eold, ediff;

  eold = e;
  e = x - y;
  ediff = e - eold;
  esum += e;
  p = cp * e / 8;
  i = ci * esum / 8;
  d = cd * ediff / 8;

  return p + i + d; // c
}
int main()
{
  char c, y, i, x=8;
  y = 0;
  for (i=0; i<30; i++)
  {
    c = pid_algo(x, y);
    y = plant_algo(c, y);
    printf("%d\n", y);
  }

  return 0;
}
```

4.1. ábra. *PID algoritmus C forráskódja*

```haskell
{-# LANGUAGE NoImplicitPrelude #-}
module Pid(hwmain) where
import InstructionSet

plant_algo :: Int -> Int -> Int
plant_algo c y = quot8 (7*c + y);

pid_algo :: Int -> Int -> (Int,Int) -> (Int, (Int,Int))
pid_algo x y (e,esum) =
  let eold = e
      e2 = x - y
      ediff = e2 - eold
      esum2 = esum + e2
      p = quot8 $ 2 * e2
      i = quot8 $ 1 * esum2
      d = quot8 $ 2 * ediff
  in (p+i+d, (e2,esum2))

iteration :: (Int,Int,Int) -> Int -> (Int,Int,Int)
iteration (e,esum,y) x =
  let (c, (e2,esum22)) = pid_algo x y (e,esum)
      y2 = plant_algo c y
  in (e2,esum22,y2)

algo_main :: Int -> [(Int,Int,Int)]
algo_main input = iterate (\x -> iteration x input) (0,0,0)

hwmain = algo_main
```

4.2. ábra. *PID algoritmus Haskell forráskódja*

ni, egyszerűsített változatát grafikusan a 4.6. ábrán szemléltetem. A ConvertToEOG algoritmus ennek a gráfnak az inorder bejárásával adja a Haskell-EOG fordítómodul kimenetét, azaz a a 4.7. ábrán szövegesen, majd a 4.8. ábrán vizuálisan megjelenített elemi műveleti gráfot.

Az EOG-VHDL fordítómodul az EOG-ből már közvetlenül VHDL leírást tud generálni, az eredményt a 4.9. ábrán szemléltetem.

```
nrec quot8_reEp =
  app InstructionSet.quot8_re4n<Int> [1]
    var GHC.Real.$fIntegralInt_re0b - GHC.Real.Integral GHC.Types.Int

nrec quot81_reEt =
  app InstructionSet.quot8_re4n<Int> [1]
    var GHC.Real.$fIntegralInt_re0b - GHC.Real.Integral GHC.Types.Int

nrec Pid.hwmain_redC =
  lam  input_aeBj
    app GHC.List.iterate_re4o<(Int, Int, Int)> [2]
      lam  x_aeBk
        case
          var x_aeBk - (GHC.Types.Int, GHC.Types.Int, GHC.Types.Int)
          alt (,,)  e esum y
            let nrec e2_seEl =
              app GHC.Num.-_01F<Int> [3]
                var input_aeBj - GHC.Types.Int
                var y_aeBd - GHC.Types.Int
            let nrec esum2_seEk =
              app GHC.Num.+_rdZC<Int> [3]
                var esum_aeBc - GHC.Types.Int
                var e2_seEl - GHC.Types.Int
            app GHC.Tuple.(,,)_77<Int,Int,Int> [3]
              var e2_seEl - GHC.Types.Int
              var esum2_seEk - GHC.Types.Int
              app quot81_reEt<> [1]
                app GHC.Num.+_rdZC<Int> [3]
                  app GHC.Num.*_rdZD<Int> [3]
                    app GHC.Types.I#_6d<> [1]
                      lit 7
                    app GHC.Num.+_rdZC<Int> [3]
                      app GHC.Num.+_rdZC<Int> [3]
                        app quot8_reEp<> [1]
                          app GHC.Num.*_rdZD<Int> [3]
                            app GHC.Types.I#_6d<> [1]
                              lit 2
                            var e2_seEl - GHC.Types.Int
                        app quot8_reEp<> [1]
                          app GHC.Num.*_rdZD<Int> [3]
                            app GHC.Types.I#_6d<> [1]
                              lit 1
                            var esum2_seEk - GHC.Types.Int
                      app quot8_reEp<> [1]
                        app GHC.Num.*_rdZD<Int> [3]
                          app GHC.Types.I#_6d<> [1]
                            lit 2
                          app GHC.Num.-_01F<Int> [3]
                            var e2_seEl - GHC.Types.Int
                            var e_aeBb - GHC.Types.Int
                  var y_aeBd - GHC.Types.Int
      app GHC.Tuple.(,,)_77<Int,Int,Int> [3]
        app GHC.Types.I#_6d<> [1]
          lit 0
        app GHC.Types.I#_6d<> [1]
          lit 0
        app GHC.Types.I#_6d<> [1]
          lit 0
```

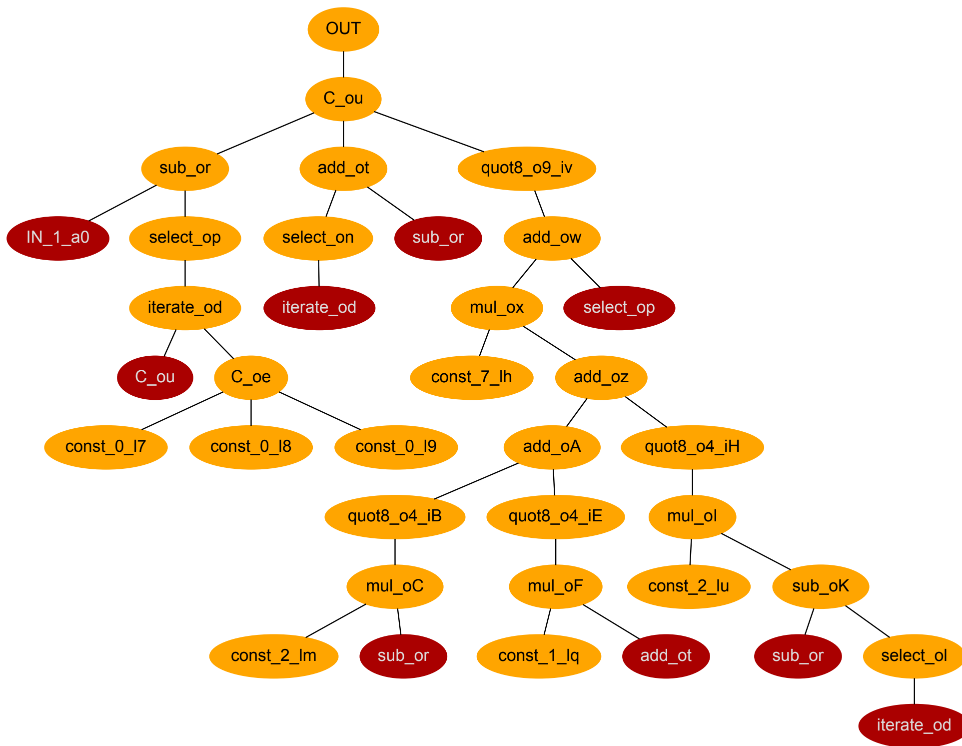
4.3. ábra. *GHC által szolgáltatott Core kód*

```
nrec Pid.hwmain_va =
  lam  input_vb
    let nrec x_vc =
      app iterate_od<> [2]
        var C_ou - #
        app GHC.Tuple.(,,)_oe<Int,Int,Int> [3]
          app GHC.Types.I#_of<> [1]
            lit 0
          app GHC.Types.I#_og<> [1]
            lit 0
          app GHC.Types.I#_oh<> [1]
            lit 0
    let nrec it_out_0_vi =
      let nrec scrutinee_0_vj =
        var x_vc - (GHC.Types.Int, GHC.Types.Int, GHC.Types.Int)
      let nrec e_vk =
        app select<(,,),0>_ol<> [1]
          var scrutinee_0_vj - #
      let nrec esum_vm =
        app select<(,,),1>_on<> [1]
          var scrutinee_0_vj - #
      let nrec y_vo =
        app select<(,,),2>_op<> [1]
          var scrutinee_0_vj - #
      let nrec e2_vq =
        app GHC.Num.-_or<Int> [3]
          var input_vb - GHC.Types.Int
          var y_vo - GHC.Types.Int
      let nrec esum2_vs =
        app GHC.Num.+_ot<Int> [3]
          var esum_vm - GHC.Types.Int
          var e2_vq - GHC.Types.Int
      app GHC.Tuple.(,,)_ou<Int,Int,Int> [3]
        var e2_vq - GHC.Types.Int
        var esum2_vs - GHC.Types.Int
        app quot81_v8<> [1]
          app GHC.Num.+_ow<Int> [3]
            app GHC.Num.*_ox<Int> [3]
              app GHC.Types.I#_oy<> [1]
                lit 7
              app GHC.Num.+_oz<Int> [3]
                app GHC.Num.+_oA<Int> [3]
                  app quot8_v3<> [1]
                    app GHC.Num.*_oC<Int> [3]
                      app GHC.Types.I#_oD<> [1]
                        lit 2
                      var e2_vq - GHC.Types.Int
                  app quot8_v3<> [1]
                    app GHC.Num.*_oF<Int> [3]
                      app GHC.Types.I#_oG<> [1]
                        lit 1
                      var esum2_vs - GHC.Types.Int
                app quot8_v3<> [1]
                  app GHC.Num.*_oI<Int> [3]
                    app GHC.Types.I#_oJ<> [1]
                      lit 2
                    app GHC.Num.-_oK<Int> [3]
                      var e2_vq - GHC.Types.Int
                      var e_vk - GHC.Types.Int
            var y_vo - GHC.Types.Int
    var it_out_0_vi - #
```

4.4. ábra. *CaseReduction utáni Core kód*

```
lam []  input {
 var [it_out_0_vi] let-var {
  op [C<GHC.Tuple.(,,),Int,Int,Int>_ou]  {
   var [e2_vq] let-var {
    op [sub<Int>_or]  {
     var [input_vb] lam-var {
      vv [IN_1_a0] }
     var [y_vo] let-var {
      op [select<(,,),2><>_op]  {
       var [scrutinee_0_vj] let-var {
        var [x_vc] let-var {
         op [iterate<>_od]  {
          vv [C_ou]
          op [C<GHC.Tuple.(,,),Int,Int,Int>_oe]  {
           op [C<GHC.Types.I#>_of]  { lit [const<Int,0>_0_] }
           op [C<GHC.Types.I#>_og]  { lit [const<Int,0>_0_] }
           op [C<GHC.Types.I#>_oh]  { lit [const<Int,0>_0_] }}}}}}}}}
   var [esum2_vs] let-var {
    op [add<Int>_ot]  {
     var [esum_vm] let-var {
      op [select<(,,),1><>_on]  {
       lnk  [iterate<>_od] }}
     lnk  [sub<Int>_or] }}
   capp [quot81]  {
     var [quot81_v8] ? {
      lam [eta_kamu] 1 {
       op [quot8<Int>_o9_iv]  {
        op [add<Int>_ow]  {
         op [mul<Int>_ox]  {
          op [C<GHC.Types.I#>_oy]  {
           lit [const<Int,7>_7_] }
          op [add<Int>_oz]  {
           op [add<Int>_oA]  {
            capp [quot8]  {
              var [quot8_v3] ? {
               lam [eta_kamu] 1 {
                op [quot8<Int>_o4_iB]  {
                 op [mul<Int>_oC]  {
                  op [C<GHC.Types.I#>_oD]  { lit [const<Int,2>_2_] }
                  lnk  [sub<Int>_or] }}}}}
            capp [quot8]  {
              var [quot8_v3] ? {
               lam [eta_kamu] 1 {
                op [quot8<Int>_o4_iE]  {
                 op [mul<Int>_oF]  {
                  op [C<GHC.Types.I#>_oG]  { lit [const<Int,1>_1_] }
                  lnk  [add<Int>_ot] }}}}}}
           capp [quot8]  {
             var [quot8_v3] ? {
              lam [eta_kamu] 1 {
               op [quot8<Int>_o4_iH]  {
                op [mul<Int>_oI]  {
                 op [C<GHC.Types.I#>_oJ]  {
                  lit [const<Int,2>_2_] }
                 op [sub<Int>_oK]  {
                  lnk  [sub<Int>_or]
                  var [e_vk] let-var {
                   op [select<(,,),0><>_ol]  {
                    lnk  [iterate<>_od] }}}}}}}}}}
        lnk  [select<(,,),2><>_op] }}}}}}}
```

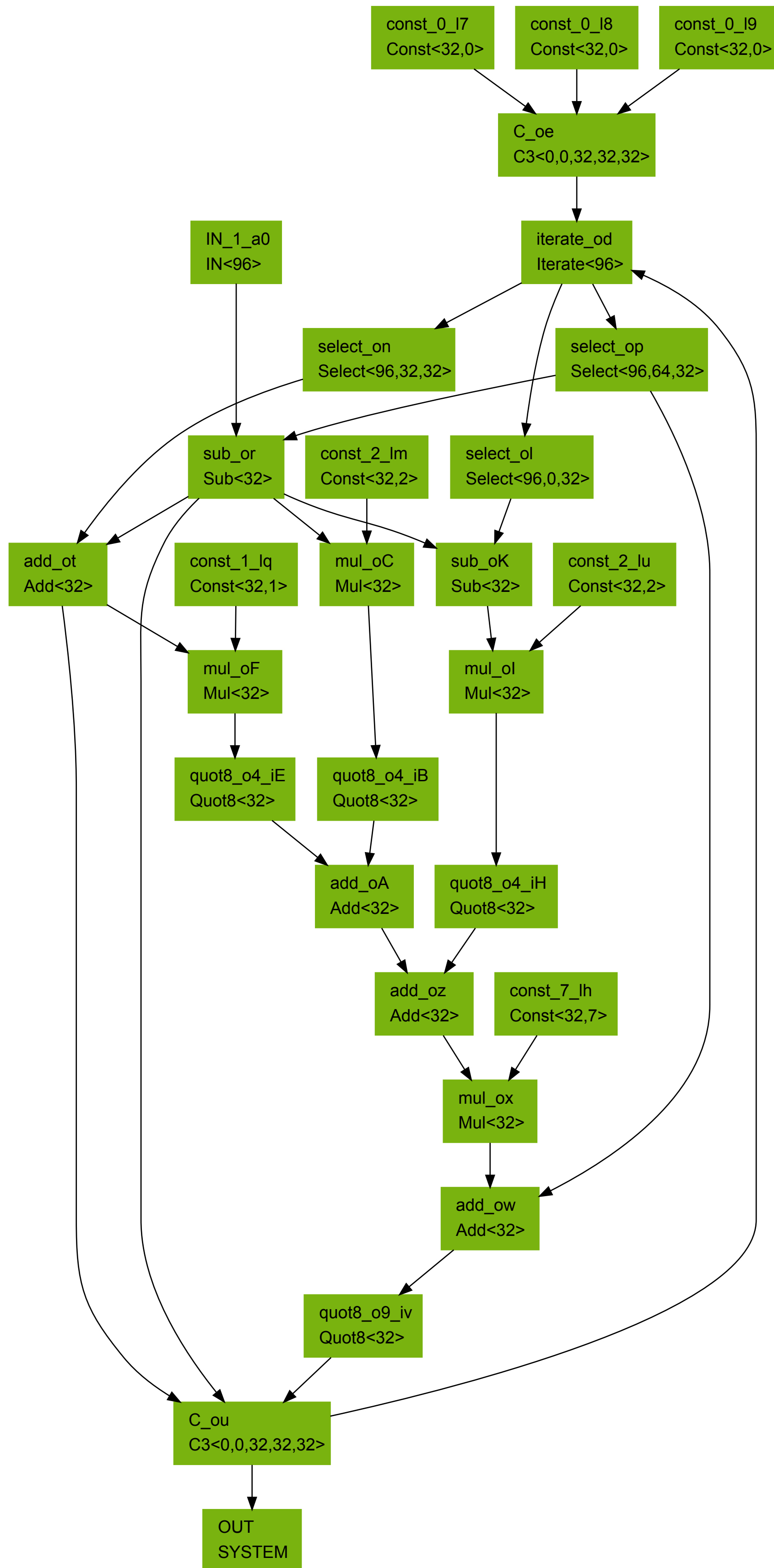
4.5. ábra. *A CoreToTree algoritmus utáni gráf*



4.6. ábra. *A TreeSimplifier algoritmus utáni gráf*

```
IN_1_a0         "IN<96>"
const_0_l7      "Const<32,0>"
const_0_l8      "Const<32,0>"
const_0_l9      "Const<32,0>"
C_oe            "C3<0,0,32,32,32>"    const_0_l7 const_0_l8 const_0_l9
iterate_od      "Iterate<96>"         C_ou C_oe
select_op       "Select<96,64,32>"    iterate_od
sub_or          "Sub<32>"             IN_1_a0 select_op
select_on       "Select<96,32,32>"    iterate_od
add_ot          "Add<32>"             select_on sub_or
const_7_lh      "Const<32,7>"
const_2_lm      "Const<32,2>"
mul_oC          "Mul<32>"             const_2_lm sub_or
quot8_o4_iB     "Quot8<32>"           mul_oC
const_1_lq      "Const<32,1>"
mul_oF          "Mul<32>"             const_1_lq add_ot
quot8_o4_iE     "Quot8<32>"           mul_oF
add_oA          "Add<32>"             quot8_o4_iB quot8_o4_iE
const_2_lu      "Const<32,2>"
select_ol       "Select<96,0,32>"     iterate_od
sub_oK          "Sub<32>"             sub_or select_ol
mul_oI          "Mul<32>"             const_2_lu sub_oK
quot8_o4_iH     "Quot8<32>"           mul_oI
add_oz          "Add<32>"             add_oA quot8_o4_iH
mul_ox          "Mul<32>"             const_7_lh add_oz
add_ow          "Add<32>"             mul_ox select_op
quot8_o9_iv     "Quot8<32>"           add_ow
C_ou            "C3<0,0,32,32,32>"    sub_or add_ot quot8_o9_iv
OUT             "OUT<96>"             C_ou
```

4.7. ábra. *A Haskell-EOG modul kimenete*



4.8. ábra. *A Haskell-EOG modul kimenete grafikusan*

```vhdl
library IEEE;  use IEEE.STD_LOGIC_1164.ALL;  use IEEE.STD_LOGIC_ARITH.ALL;
use IEEE.STD_LOGIC_UNSIGNED.ALL;  use work.defs.all;

entity benchmark is
        Port ( restart, clk : in  STD_LOGIC;
                IN_1_a0 : in  STD_LOGIC_VECTOR (31 downto 0);
                Output : out  STD_LOGIC_VECTOR (95 downto 0);
                cIN_1_a0: in std_logic;
                cOutput: out std_logic
                );
end benchmark;

architecture Behavioral of benchmark is
  component const_source is
    generic(width:integer;value:integer);
    port(out1:out std_logic_vector((width-1)downto 0):=(others=>'0');
         cq:out std_logic;
         clk:in std_logic);
  end component;
  component c3_a is
    generic(cwidth:integer;cvalue:integer;w1:integer;w2:integer;w3:integer);
    port(in1:in std_logic_vector((w1-1)downto 0);
         in2:in std_logic_vector((w2-1)downto 0);
         in3:in std_logic_vector((w3-1)downto 0);
         q:out std_logic_vector((w1+w2+w3-1)downto 0);
         c1:in std_logic;  c2:in std_logic;  c3:in std_logic;
         cq:out std_logic;
         clk:in std_logic);
  end component;
  component iterate is
    generic(p1:integer);
    port(feedback:in std_logic_vector((p1-1)downto 0);
         firstvalue:in std_logic_vector((p1-1)downto 0);
         q:out std_logic_vector((p1-1)downto 0);
         cfeedback:in std_logic;  cfirstvalue:in std_logic;
         cq:out std_logic;
         clk:in std_logic);
  end component;

signal const_0_l7: STD_LOGIC_VECTOR ((32-1)downto 0);
signal cconst_0_l7: std_logic;
signal C_oe: STD_LOGIC_VECTOR ((32+32+32-1)downto 0);
signal cC_oe: std_logic;
signal iterate_od: STD_LOGIC_VECTOR ((96-1)downto 0);
signal citerate_od: std_logic;
-- tovabbi signal-ok

begin
const_0_l7_o: const_source
  generic map (32,0)
  port map(const_0_l7, cconst_0_l7, clk);
C_oe_o: c3_a
  generic map (0,0,32,32,32)
  port map(const_0_l7, const_0_l8, const_0_l9, C_oe, cconst_0_l7, cconst_0_l8, cconst_0_l9, cC_
iterate_od_o: iterate
  generic map (96)
  port map(C_ou, C_oe, iterate_od, cC_ou, cC_oe, citerate_od, clk);
-- tovabbi peldanyositasok

  Output <= C_ou;
  cOutput <= cC_ou;
end Behavioral;
```

4.9. ábra. *A generált VHDL kód (részlet)*

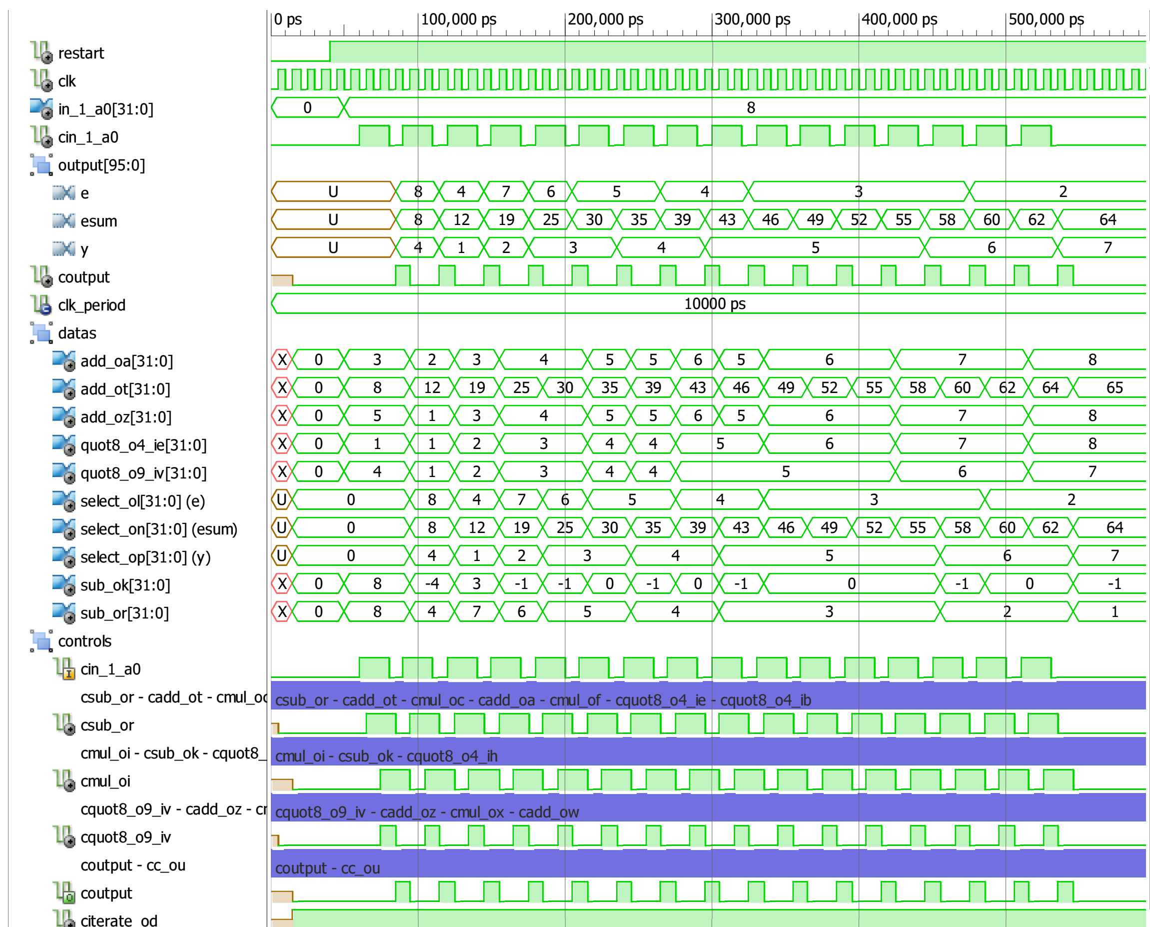
4.1.2. Szimuláció

Az elkészült VHDL leírást a Xilinx ISE 11.5 verziójú programjával teszteltem, és ugyanezen programcsomag ISim alkalmazásával szimuláltam.

A szimulálást a Ph.D értekezés szerinti bemenettel végeztem, azaz a bemeneti jel a *0* értékről állandósult *8*-ra változik, ez az ugrás a 4.11. ábrán bemutatott idődiagramon 50 ns időpillanatban következik be. A PID szabályzó a `cin_1_a0` bemenet felfutó élére mintavételez, ami 16 cikluson keresztül történik. Az `output y` jele szolgáltatja a kimenetet, a 16 ciklus lefutása után ez *7*-nél állandósul.

Device Utilization Summary				
Logic Utilization	**Used**	**Available**	**Utilization**	**Note(s)**
Number of Slice Flip Flops	194	9,312	2%	
Number of 4 input LUTs	773	9,312	8%	
Number of occupied Slices	430	4,656	9%	
Number of Slices containing only related logic	430	430	100%	
Number of Slices containing unrelated logic	0	430	0%	
Total Number of 4 input LUTs	815	9,312	8%	
Number used as logic	773			
Number used as a route-thru	42			

4.10. ábra. *Az FPGA szintézis eredménye*



4.11. ábra. *A szimuláció eredménye*

4.2. MP3 dekódoló algoritmus

Második tesztesetként az MP3 dekódoló algoritmus egy részletét választottam, hogy ezzel is megvilágítsam a módszer gyakorlati használhatóságát. Fontos cél volt, hogy a teszteset a többsebességű kiterjesztés funkcióit használja, az előbbiekben bemutatott Pid algoritmus ugyanis egysebességű adatfolyamgráfot ad, így a modell kiterjesztésének vizsgálata nem végezhető el segítségével.

A választott MP3 algoritmusrészlet részlet a dekódolás végfokozatában található Synthesis Filter Bank nevet viselő modul, amely a frekvenciatartományban kódolt jelsorozatból előállítja az időtartománybeli alakot, azaz a mintavételezet hanghullámot.

Az MP3 dekódoló algoritmusnak létezik Haskell forráskódú változata [8], ez viszont a Synthesis Filter Bank-et külső C nyelvű modulként tartalmazza (PC-n futtatva így gyorsabb kódot kaptak). A C kódot átírtam Haskell-re, így a modul tesztelhetővé vált közvetlenül az mp3 dekódoló rendszerben.

Lebegőpontról áttértem fixpontos ábrázolásra, és az így módosított algoritmust a teljes mp3 dekódolásba beillesztve teszteltem a dekódoló funkcionalitását. 7 bites pontosságnál a zajos hanghatást tapasztaltam, de 10 bitnél már nem volt hallható, így ráhagyással a választásom 32 bites számábrázolásra, és ezen belül 16 bites törtábrázolásra esett. Az így módosított Synthesis Filter Bank algoritmust a 4.12. ábrán látható kódrészlettel írtam le.

Az algoritmus négy függvényből áll: ***uconv***, ***usum***, ***ssum*** és ***synthH1***. Az ***usum*** nagyban hasonlít a ***ssum***-ra, így modulszintű tesztelésnél csak az utóbbival foglalkozom. A ***synthH1*** függvény a tulajdonképpeni Synthesis Filter Bank algoritmus, ez használja segédfüggvényként a többi függvényt.

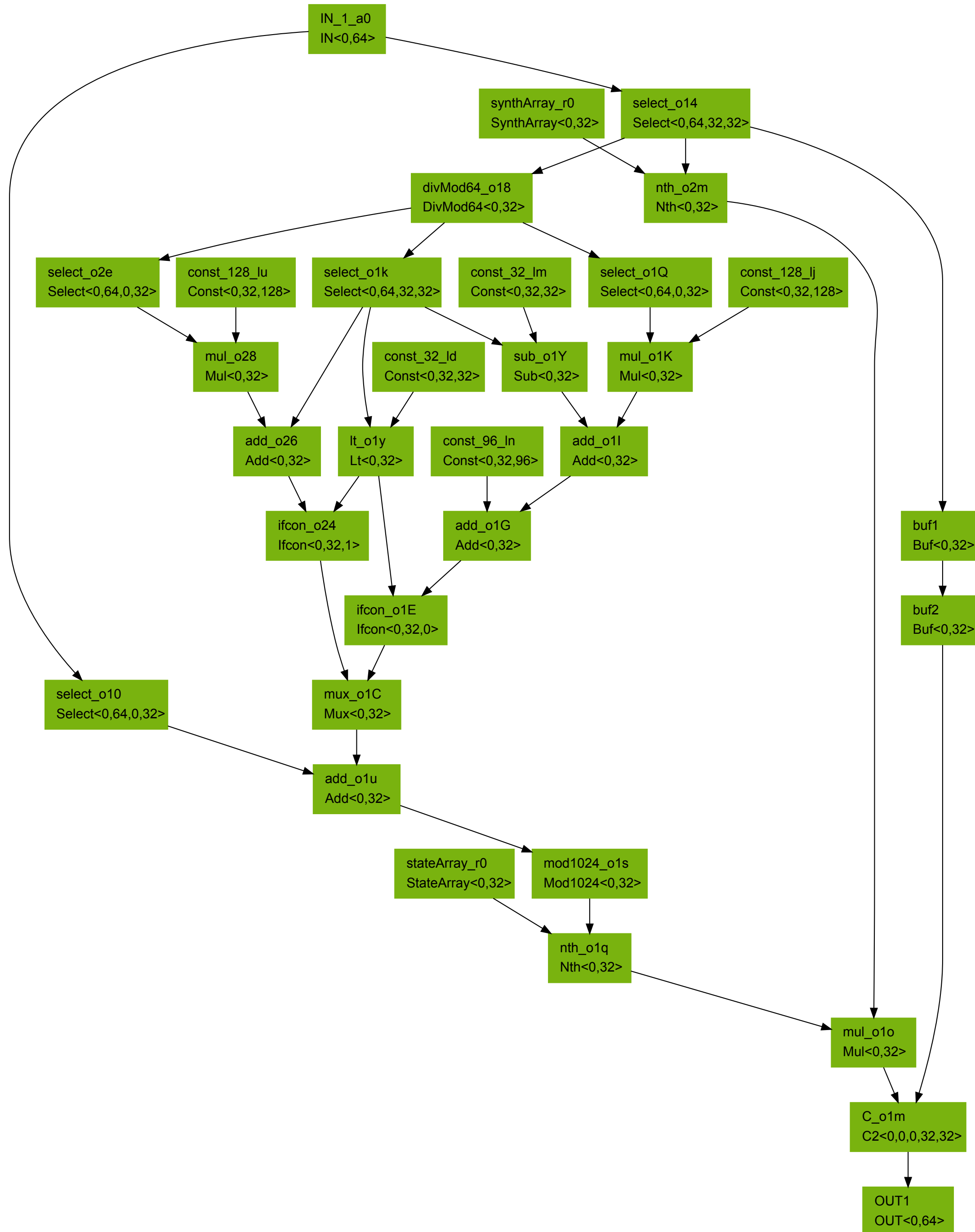
Az ***uconv*** modul forráskódja és az abból generált EOG a 4.13-as ábrán, az ***ssum*** a 4.14-es ábrán, a ***synthH1*** pedig a 4.14-es és 4.15-ös ábrán látható. A VHDL szimulációs eredményeit a 4.21. fejezet hullámforma ábráival foglalom össze. A szimulációból jól látható, hogy a kimeneti eredmények megegyeznek a Haskell futtatás során kapott listákkal:

```
ssum: [(10416,5),(26288,6),(42160,7),(58032,8),(73904,9),
       (89776,10),(105648,11),(121520,12),(137392,13),
       (153264,14),(169136,15),(185008,16),(200880,17) ..

uconv: [(157470,287),(176928,288),(237534,351),(261280,352) ..
```

```
{-# LANGUAGE NoImplicitPrelude #-}
module MP3(hwmain) where

import InstructionSet
import SFBConstants

infixr 0 $
($) :: (a -> b) -> a -> b
f $ x  =  f x

hwmain x = synthH1 inputArray (stateArray ,[]) x

uconv newstate start k =
  let (i,j) = divMod64 k
      conv1i = if (j<32)
                 then (i*128 + j)
                 else (i*128 + (j-32) + 96)
      conv1 = newstate ! (mod1024(conv1i+start))
      conv2 = synthArray ! k
  in (conv1 `imul` conv2, k)

usum :: IntArray -> [Int]
usum uL = map sumn [0..31]
  where sumn i = sum $ map (func i) [0..15]
        func i j = uL ! (j*32 + i)

ssum :: Int -> IntArray -> [(Int,Int)]
ssum start sL = map (\i -> (sumn i,i+start)) [0..63]
  where sumn i = sum $ map (func i) [0..31]
        func i j = ((sL ! j) * (lookupArray ! (i*(32::Int) + j)))

synthH1 :: IntArray -> (IntArray,[Int]) -> Int -> (IntArray,[Int])
synthH1 input (state,_) s =
  let sL = map (\i -> (input ! (i*18 + s),i+start)) [0..31]
      s2L = slArray // sL
      start = mod1024(2048-(s+1)*64)
      newstate = state // (ssum start s2L)
      uL = map (uconv newstate (start) [0..511]
      u2L = ulArray // uL
  in (newstate,usum u2L)
```

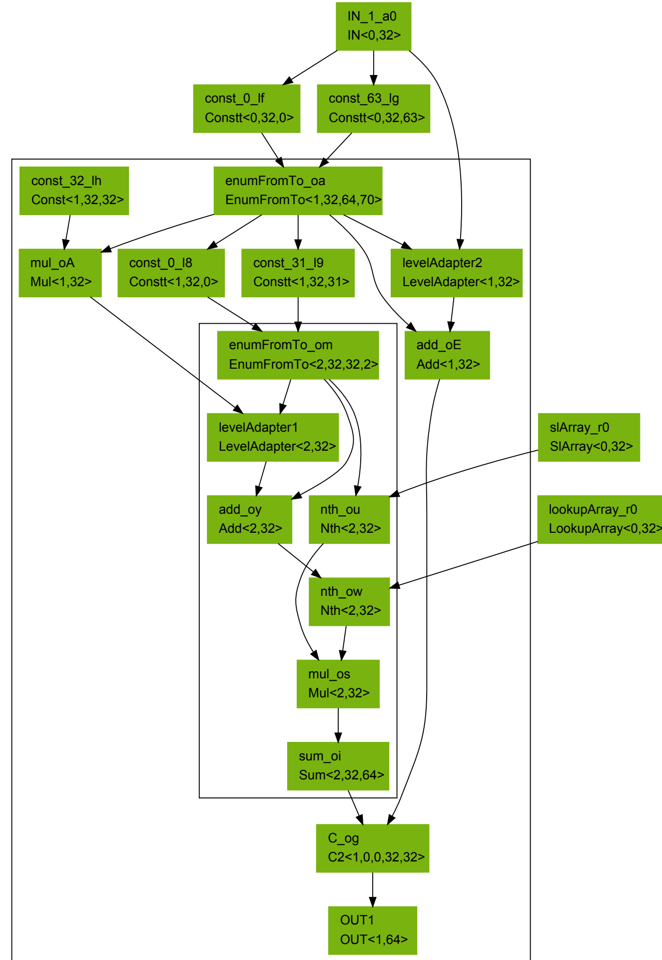
4.12. ábra. *MP3 Synthesis Filter Bank*

```
hwmain (start,k) = uconv stateArray start k

uconv newstate start k =
  let (i,j) = divMod64 k
      conv1i = if (j<32)
                 then (i*128 + j)
                 else (i*128 + (j-32) + 96)
      conv1 = newstate ! (mod1024(conv1i+start))
      conv2 = synthArray ! k
  in (conv1 `imul` conv2, k)
```



4.13. ábra. *Az uconv modul forráskódja és az abból generált EOG*

```
hwmain x = ssum x slArray

ssum :: Int -> IntArray -> [(Int,Int)]
ssum start sL = map (\i -> (sumn i,i+start)) [0..63]
  where sumn i = sum $ map (func i) [0..31]
        func i j = ((sL ! j) * (lookupArray ! (i*(32::Int) + j)))
```



4.14. ábra. *Az ssum modul forráskódja és az abból generált EOG*

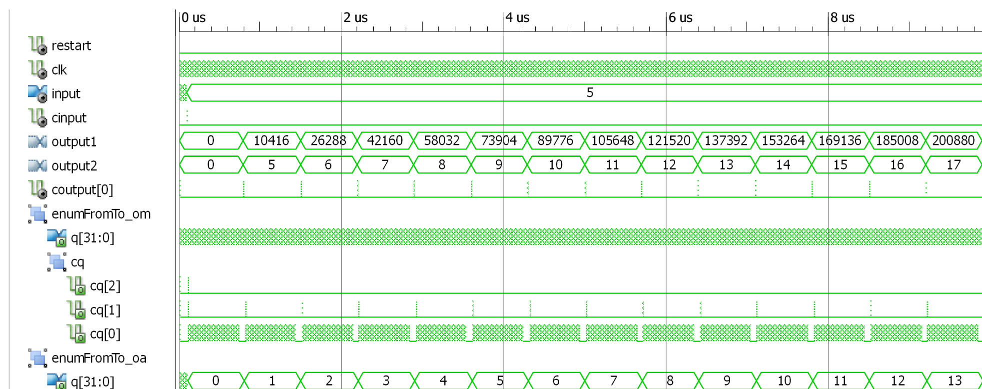
```
hwmain x = sum $ synthH1 inputArray (stateArray,[]) x

synthH1 :: IntArray -> (IntArray,[Int]) -> Int -> [Int]
synthH1 input (state,_) s =
  let sL = map (\i -> (input ! (i*18 + s),i+start)) [0..31]
      s2L = slArray // sL
      start = mod1024(2048-(s+1)*64)
      newstate = state // (ssum start s2L)
      for512 = [0..511]
      uL = map (uconv newstate (start)) [0..511]
      u2L = ulArray // uL
  in
     usum u2L
```

4.15. ábra. *Sfb algoritmus Haskell forráskódja*

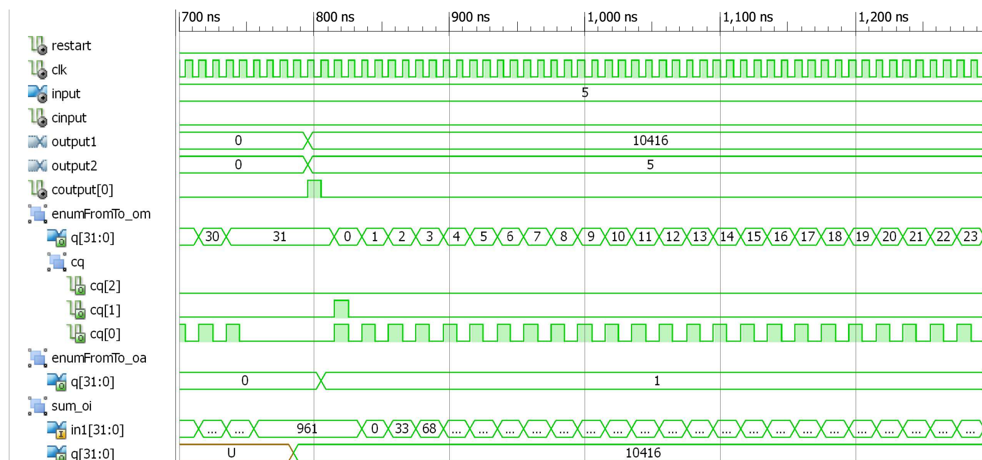
4.16. ábra. *sfb modul EOG*

4.2.1. VHDL szimulációs eredmények

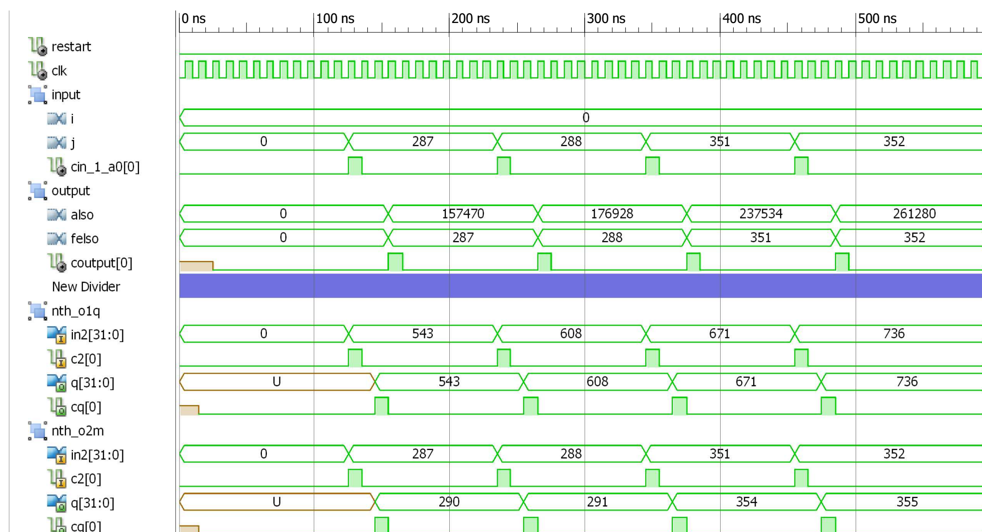
:



4.17. ábra. *Ssum modul szimulációs hullámformája 10 us nagyságú intervallumban*



4.18. ábra. *Ssum modul szimulációs hullámformája 600 ns nagyságú intervallumban*



4.19. ábra. *Az uconv modul szimulációs hullámformája*

5. fejezet

Továbbfejlesztési lehetőségek

Az elkészült program képes lefordítani a definiált művelethalmaznak megfelelő, leírt megkötésekkel rendelkező Haskell kódot. A módszer és a fejlesztett program számtalan továbbfejlesztési lehetőség elé néz, amelyekből néhányat a most kezdődő fejezetben ismertetek.

5.1. Optimalizálási lépések

A fordítórendszer támogatja optimalizációs programok integrálását. Az IIT Tanszéken fejlesztett PIPE optimalizációs tervezőrendszer EOG bemenetet vár, így az általam fejlesztett fordítóprogram Haskell-EOG és EOG-VHDL moduljai közé beékelhető lenne.

Adott esetben az algoritmust EOG szinten optimalizálni tudjuk azzal a céllal, hogy pipeline működés során nagyobb áteresztőképességet, vagyis az újraindítási idő csökkenését érjünk el. Ennek a gyakorlati haszna akkor szembetűnő, ha az EOG-vel meghatározott műveletsort egymás után sok adaton kell elvégeznünk, ekkor ugyanis a pipeline működés hatalmas hatékonyságbeli növekedést jelenthet.

A PIPE rendszer az újraindítási időt képes redukálni, a műveletek bemeneti csatornáit szinkronizálja, a feladat végrehajtó egységek típusának és számának ismeretében biztosítja az allokációt, majd meghatározza az egyes műveletek kezdési idejét.

5.2. Egyebek

- A bemenetként használható Haskell kódban jelenleg nem szerepelhet függvényrekurzió, és ezzel algoritmusleírások egy részét kizárjuk a fordítható kódok közül. Megoldás lehet pl., ha előre meghatározott maximális számú rekurzív hívást megengedünk, mert így a hardveres megvalósítás realizálhatóvá válna. A rekurzió kezelésében ezen kívül is sok nyitott kérdés rejtőzik, így a jövőben érdemes lehet ezzel behatóan foglalkozni.

- Egy érdekes és időszeri kutatási téma lehet az LLVM [25] alapján történő automatikus HDL generálás, erre a köztes reprezentációra ugyanis egyre több nyelvről lehet fordítani, többek között létezik egy Haskell-LLVM frontend is.

- A kimeneti VHDL leírás egyszerűsítésén érdemes lehet még dolgozni. Jelenleg minden

EOG művelet modulpéldányosításra fordul, így pl. a VHDL-ben egyszerűen ábrázolható konstansok is, amik emiatt nagyobb és átláthatóság szempontjából rosszabb kimeneti fájlt eredményeznek.

- VHDL-ről a szintézerek általában EDIF (Electronic Design Interchange Format) formátumra fordítanak, így vizsgálat tárgyát képezheti az is, hogy a fordító kimenete esetleg a VHDL-től alacsonyabb szintű, FPGA közeli kódot jelentsen.
- Elképzelhető lenne a listák olyan kezelése, hogy a lista elmein végrehajtandó műveleteket előre megadott n számú feldolgozóegység párhuzamosan végezze, így a sebesség és az erőforráshasználat között az n értékének finomhangolásával tudnánk szabályozni a szintézist.
- Tervezem egy MicroBlaze lágymagos processzor alapú tesztrendszer elkészítését, amellyel a fordítóprogram kimeneteként létrejött VHDL kód valódi FPGA-s környezetben is egyszerűen, akár automatikusan tesztelhető lenne.

6. fejezet

Összefoglalás

Dolgozatom során egy olyan módszer alapelveit és megvalósítását dolgoztam ki, amely a Haskell nyelven bizonyos megkötésekkel leírt algoritmusokat VHDL leírássá alakítja. Az eljárás minden lépésére (moduljára) kidolgoztam algoritmusokat és azokat PC-n futó fordítóprogramként implementáltam is.

A kidolgozandó módszer és fordítóprogram elé a következő követelményeket támasztottam:

1. a Haskell forráskód és VHDL leírás közötti fordítás legyen teljesen automatikus
2. fordítás során a felhasználó kapjon hibaüzenetet, ha a forráskód szintaxisa nem megfelelő, vagy ha egy Haskell kifejezés a megkötések miatt nem használható
3. a program moduláris felépítésű legyen, hogy az egyes részek a jövőben minden további nélkül újrahasználhatóak legyenek
4. a jövőben könnyen, tehát a főbb modulok legfeljebb minimális módosítása után implementálhatóak legyenek optimalizációs algoritmusok
5. a forráskód megkötéseit ne kelljen teljes egészében a fejlesztési periódus elején meghatározni, vagyis a használható Haskell kifejezések lehetőleg a fordítóprogram utólagos fejlesztése nélkül, dinamikusan bővíthetőek legyenek

Az 1. és 3. követelmény a kidolgozott módszer és az ennek alapján elkészült moduláris felépítésű fordítóprogram eredményeként teljesül. A szintaktikai hibákat a módszerbe beépített GHC frontend jelzi, így a felhasználó azonnal értesül a forráskódi elírásokról vagy a hibás kódolásról. Amennyiben a szintaktikailag helyes forráskódban olyan függvényt használunk, ami a fordítóprogram aktuális művelethalmazában nincs benne, szintén hibajelzést kapunk, ezzel tehát a 2. követelmény szintén teljesül. Köztes reprezentációként EOG-t használok, ezáltal optimalizációs algoritmusok beépítését a módszer messzemenően támogatja, ezzel teljesül a 4. követelmény. Az 5. követelmény a művelethalmaz fogalmának bevezetésével teljesül.

A rendszert moduláris elven építettem fel, hogy az egyes részek külön-külön is minél általánosabban felhasználhatóak legyenek. A nyelvi vagy technológiai peremfeltételek módosítása esetén csak az eljárás egy-egy részét, az annak megfelelő modult kell módosítanunk.

Amennyiben Haskell forrásnyelv helyett más funkcionális nyelvből szeretnénk kiindulni, akkor a GHC fokozat helyett egy arra specializált fordítóprogramot kell készítenünk, ami a GHC Core nyelvű köztes leírást generálja. Ebből a leírásból az általam elkészített rendszer képes VHDL-t generálni. FPGA helyett ASIC integrált áramkörök gyártására is van lehetőség, a kimenetként kapott VHDL ugyanis ASIC gyártás alapja lehet.

A rendszer alkalmas optimalizáló fokozat beépítésére, így pl. az IIT Tanszéken fejlesztett PIPE optimalizáló rendszert a fordítás részévé lehet tenni, így pipeline algoritmusok esetén a hardver hatékonysága nagymértékben javulhat.

A rendszer rugalmasságát nagyban növeli, hogy a művelethalmaz dinamikusan bővíthető a fordítóprogram fejlesztése nélkül is. A bővítéshez csupán arra van szükség, hogy egy adott Haskell függvényhez létrehozzunk egy VHDL modult, és a művelethalmaz megfelelő fájljaiban ezt a függvényt regisztráljuk. Egy megépített mp3 lejátszó VHDL modulját importálva pl. egyetlen haskell függvényhívással akár egy mp3 lejátszás is indítható.

A rendszer támogatja a hierarchikus tervezést, tehát a magasszintű nyelven kódoló felhasználó (pl. matematikus vagy informatikus) és a hardvertervező egymástól függetlenül dolgozhat az adott problémán. A matematikus leírja a szoftvert, és amennyiben nem használ egyedi függvényt, a kódja automatikusan fordítható hardverre. Ha az algoritmusához különleges hardverre lenne szükségel (pl. optimalizáció miatt), akkor a hardvertervező ezzel párhuzamosan megírhatja a szükséges VHDL modult, és ennek végeztével a matematikus által leírt függvény ezt a kódot fogja példányosítani.

A módszert kiterjesztettem többsebességű adatfolyamok esetére. Ennek keretében kidolgoztam az EOG modell többsebességű változatát, amire az MREOG nevet vezettem be. Algoritmust adtam az újraindítási- és lappangási idők kiszámítására, hogy azok az új modellben is meghatározhatóak legyenek.

Egy PID szabályzó algoritmuson és az MP3 dekódoló algoritmus részletén keresztül bemutattam a fordítás lépéseit és a lépések közötti köztes reprezentációkat, a fordítói csővezeték végén megkapott VHDL kódot pedig a Xilinx ISE FPGA fejlesztőrendszerrel szimuláltam.

Irodalomjegyzék

[1] http://www.mentor.com/esl/catapult/overview.

[2] http://www.impulseaccelerated.com/.

[3] http://www.c-to-verilog.com/index.html.

[4] http://www.comlab.ox.ac.uk/geraint.jones/ruby/.

[5] http://haskell.org/ghc/docs/6.12.2/html/libraries/base-4.2.0.1/Prelude.html.

[6] http://www.haskell.org/haskellwiki/Performance/GHC.

[7] http://www.haskell.org/.

[8] http://blog.bjrn.se/2008/10/lets-build-mp3-decoder.html.

[9] Vhdl tutorial. http://www.seas.upenn.edu/~ese171/vhdl/vhdl_primer.html.

[10] Peter Arato, Visegrady Tamas, and Istvan Jankovits. *High Level Synthesis of Pipelined Datapaths*. John Wiley & Sons, Inc., New York, NY, USA, 2001.

[11] Zena M. Ariola and Matthias Felleisen. The call-by-need lambda calculus. *J. Funct. Program.*, 7:265–301, May 1997.

[12] C. P. R. Baaij. CλasH: From haskell to hardware. Master's thesis, Univ. of Twente, December 2009.

[13] Henk Barendregt and Erik Barendsen. Introduction to lambda calculus. 1994.

[14] Csák Bence. Közvetlen hardver generálás magasszintű nyelvi leírásból - phd értekezés, 2009.

[15] Lauwereins R. Peperstraete J.A. Bilsen G., Engels M. Static scheduling of multi-rate and cyclo-static dsp-applications. *VLSI Signal Processing, VII, 1994.*, 1994.

[16] Per Bjesse, Koen Claessen, Mary Sheeran, and Satnam Singh. Lava: hardware design in haskell. *SIGPLAN Not.*, 34:174–184, September 1998.

[17] Joseph Buck and Edward A. Lee. The token flow model, 1992.

[18] Duncan Coutts, Roman Leshchinskiy, and Don Stewart. Stream fusion: From lists to streams to nothing at all. In *Proceedings of the ACM SIGPLAN International Conference on Functional Programming, ICFP 2007*, Apr 2007.

[19] Simon Frankau. Hardware synthesis from a stream-processing functional language, 2004.

[20] Shaori Guo and Wayne Luk. Compiling ruby into fpgas. In *Proceedings of the 5th International Workshop on Field-Programmable Logic and Applications*, FPL '95, pages 188–197, London, UK, 1995. Springer-Verlag.

[21] C. A. R. Hoare. Communicating sequential processes. *Commun. ACM*, 21:666–677, August 1978.

[22] P. Z. Ingerman. Thunks: a way of compiling procedure statements with some comments on procedure declarations. *Commun. ACM*, 4:55–58, January 1961.

[23] ISO/IEC. Ieee 1076-2008: Ieee standard vhdl language reference manual. Technical report, Institute of Electrical and Electronics Engineers, Computer Society, 26. January 2009.

[24] M. Kooijman. Haskell as a higher order structural hardware description language, December 2009.

[25] Chris Lattner. LLVM: An Infrastructure for Multi-Stage Optimization. Master's thesis, Computer Science Dept., University of Illinois at Urbana-Champaign, Urbana, IL, Dec 2002. *See* `http://llvm.cs.uiuc.edu`.

[26] E.A. Lee and D.G. Messerschmitt. Synchronous data flow. *Proceedings of the IEEE*, 75(9):1235–1245, Sept. 1987.

[27] Edward Ashford Lee and David G. Messerschmitt. Static scheduling of synchronous data flow programs for digital signal processing. *IEEE Trans. Comput.*, 36:24–35, January 1987.

[28] Simon Marlow. Haskell 2010 language report, 2010.

[29] Neil Mitchell. Rethinking supercompilation. *SIGPLAN Not.*, 45:309–320, September 2010.

[30] Simon Peyton Jones et al. The Haskell 98 language and libraries: The revised report. *Journal of Functional Programming*, 13(1):0–255, Jan 2003. `http://www.haskell.org/definition/`.

[31] Simon Peyton Jones and Simon Marlow. Secrets of the glasgow haskell compiler inliner. *J. Funct. Program.*, 12:393–434, July 2002.

[32] Mary Sheeran. ufp, an algebraic vlsi design language - phd thesis, 1983.

[33] S. Sriram and S.S. Bhattacharyya. *Embedded multiprocessors: scheduling and synchronization*. Signal processing and communications. CRC Press, 2009.

[34] The GHC Team. The glorious glasgow haskell compilation system user's guide, version 6.12.2.

[35] Andrew Tolmach. An external representation for the ghc core language, 2001.

[36] Valentin F. Turchin. The concept of a supercompiler. *ACM Trans. Program. Lang. Syst.*, 8:292–325, June 1986.

Függelék

F.1. Stream műveletek VHDL kódja

```
entity sum is
  generic(cl: integer; width: integer; delay: integer);
  port (in1: in  std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        q  : out std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        c1 : in  std_logic_vector (cl downto 0);
        cq : out std_logic_vector ((cl - 1) downto 0);
        clk: in  std_logic);
end sum;

architecture Behavioral of sum is
  signal accum : std_logic_vector ((width - 1) downto 0) :=
                           conv_std_logic_vector(0,width);
  signal dc: integer := 0;
  signal cdelay: std_logic_vector ((cl - 1) downto 0);
begin
process(clk)
  begin
    if(rising_edge(clk))then
      if (c1(1)='1') then
        dc <= 0;
        cdelay <= c1(cl downto 1);
      else
        dc <= dc+1;
      end if;

      if (dc=delay-1) then
        q <= accum;
        cq <= cdelay;
      else
        cq <= conv_std_logic_vector(0,cl);
      end if;

      if (c1(1)='1') then
        accum <= in1;
      elsif (c1(0)='1') then
        accum <= accum+in1;
      end if;
    end if;
  end process;
end Behavioral;
```

F.1.1. ábra. *Sum művelet VHDL modulja*

```
entity enumfromto is
  generic(cl: integer; width: integer; rate: integer; delay: integer);
  port (in1: in  std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        in2: in  std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        q  : out std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        c1 : in  std_logic_vector ((cl - 1) downto 0);
        c2 : in  std_logic_vector ((cl - 1) downto 0);
        cq : out std_logic_vector (cl downto 0);
        clk: in  std_logic);
end enumfromto;

architecture Behavioral of enumfromto is

signal dc: integer := 0;
signal rc: integer := rate;
signal cqh: std_logic_vector ((cl - 1) downto 0);
signal qc: std_logic_vector ((width - 1) downto 0);

begin

cqh <= c1 and c2;
q <= qc;

process(clk)
  begin
    if(rising_edge(clk))then
      cq(cl downto 1) <= cqh;
      if (cqh(0)='1') then
        dc <= 0;
        rc <= 0;
        cq(0) <= '1';
        qc <= in1;
      else
        if (dc>=delay-1) then
          dc <= 0;
          if (rc=rate-1) then
            cq(0) <= '0';
            qc <= qc;
          elsif (rc>rate-1) then
            cq(0) <= '0';
            qc <= qc;
          else
            cq(0) <= '1';
            qc <= qc+1;
          end if;
          rc <= rc+1;
        else
          dc <= dc+1;
          cq(0) <= '0';
          qc <= qc;
        end if;
      end if;
    end if;
  end process;
end Behavioral;
```

F.1.2. ábra. *EnumFromTo művelet VHDL modulja*

F.2. Tömb műveletek VHDL kódja

```
entity nth is
  generic(cl:integer; width: integer);
  port (blockram: inout std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        in2: in   std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        q  : out std_logic_vector ((width - 1) downto 0);
        oe : out std_logic;
        c2 : in   std_logic_vector (cl downto 0);
        cq : out std_logic_vector (cl downto 0);
        clk: in   std_logic);
end nth;

architecture Behavioral of nth is

  signal cbuf : std_logic_vector (cl downto 0);

begin

process1: process (clk)
  begin
    if (falling_edge(clk)) then
      if (c2(0)='1') then
        oe <= '0';
        blockram <= in2;
      else
        oe <= '1';
        blockram <= (others => 'Z'); -- regex miatt TODO
      end if;
    end if;

    if (rising_edge(clk)) then
      cbuf <= c2;
      cq <= cbuf;
      if (cbuf(0)='1') then
        q <= blockram;
      end if;
    end if;
  end process;
end Behavioral;
```

F.2.1. ábra. *Nth művelet VHDL modulja*

```
entity synth_array is
  generic(cl:integer; width: integer);
  port(q: inout std_logic_vector((width - 1) downto 0);
       oe : in std_logic;
       clk: in std_logic);
end synth_array;
architecture Behavioral of synth_array is

signal temp : std_logic_vector (3 downto 0);
signal output : std_logic_vector (31 downto 0);
signal address : std_logic_vector (31 downto 0);

begin

   process (oe, q) -- output nem volt
        begin
          if (oe = '0') then
            q <= "ZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZZ";
                 address <= q;
          else
            q <= output;
                 address <= address;
          end if;
        end process;

            RAMB16_S36_inst : RAMB16_S36
   generic map (
      INIT => X"000000000",  --  Value of output RAM registers at startup
      SRVAL => X"000000000", --  Ouput value upon SSR assertion
      WRITE_MODE => "WRITE_FIRST", --  WRITE_FIRST, READ_FIRST or NO_CHANGE
      -- The following INIT_xx declarations specify the initial
      -- contents of the RAM

INIT_00 => X"0000000a000000090000000800000007000000060000000500000004000000003",
INIT_01 => X"000000120000001100000010000000f0000000e0000000d0000000c0000000b",
-- ...
-- tovabai kezdoertekek
-- ...
INIT_3e => X"000001fa000001f9000001f8000001f7000001f6000001f5000001f4000001f3",
INIT_3f => X"00000202000002010000020000001ff000001fe000001fd000001fc000001fb",

   port map (
      DO => output,                       -- 32-bit Data Output
      ADDR => address(8 downto 0),        -- 9-bit Address Input
      CLK => clk,                         -- Clock
      DI => conv_std_logic_vector(0,32),  -- 32-bit Data Input
      DIP => conv_std_logic_vector(0,4),  -- 4-bit parity Input
      EN => '1',                          -- RAM Enable Input
      SSR => '0',                         -- Synchronous Set/Reset Input
      WE => '0'                           -- Write Enable Input
   );

end Behavioral;
```

F.2.2. ábra. *A block RAM egy lehetséges VHDL kódja (ListArray művelet)*

F.3. Az Haskell nyelven implementált szintézis program fordítói naplója

```
GHCi, version 7.0.3: http://www.haskell.org/ghc/  :? for help
Loading package ghc-prim ... linking ... done.
Loading package integer-gmp ... linking ... done.
Loading package base ... linking ... done.
Loading package array-0.3.0.2 ... linking ... done.
Loading package containers-0.4.0.0 ... linking ... done.
Loading package bytestring-0.9.1.10 ... linking ... done.
Loading package Win32-2.2.0.1 ... linking ... done.
Loading package filepath-1.2.0.0 ... linking ... done.
Loading package old-locale-1.0.0.2 ... linking ... done.
Loading package old-time-1.0.0.6 ... linking ... done.
Loading package directory-1.1.0.0 ... linking ... done.
Loading package pretty-1.0.1.2 ... linking ... done.
Loading package process-1.0.1.5 ... linking ... done.
Loading package Cabal-1.10.1.0 ... linking ... done.
Loading package ghc-binary-0.5.0.2 ... linking ... done.
Loading package bin-package-db-0.0.0.0 ... linking ... done.
Loading package hpc-0.5.0.6 ... linking ... done.
Loading package template-haskell ... linking ... done.
Loading package ghc-7.0.3 ... linking ... done.
Loading package ffi-1.0 ... linking ... done.
[ 1 of 14] Compiling CoreVisiting    ( CoreVisiting.hs, interpreted )
[ 2 of 14] Compiling DotOutput       ( DotOutput.hs, interpreted )
[ 3 of 14] Compiling Typconv         ( Typconv.hs, interpreted )
[ 4 of 14] Compiling CorePrint       ( CorePrint.hs, interpreted )
[ 5 of 14] Compiling Common          ( Common.hs, interpreted )
[ 6 of 14] Compiling SearchCoreNode  ( SearchCoreNode.hs, interpreted)
[ 7 of 14] Compiling VarRename       ( VarRename.hs, interpreted )
[ 8 of 14] Compiling AppRename       ( AppRename.hs, interpreted )
[ 9 of 14] Compiling MapConversion   ( MapConversion.hs, interpreted )
[10 of 14] Compiling IterateConversion( IterateConversion.hs, interpre
[11 of 14] Compiling CaseReduction   ( CaseReduction.hs, interpreted )
[12 of 14] Compiling SimplCore       ( SimplCore.hs, interpreted )
[13 of 14] Compiling Flpc            ( Flpc.hs, interpreted )
[14 of 14] Compiling Main            ( Main.hs, interpreted )
Ok, modules loaded: SimplCore, Main, Flpc, CaseReduction,
IterateConversion, MapConversion, AppRename, VarRename, Common,
CorePrint, Typconv, DotOutput, SearchCoreNode, CoreVisiting.
*Main> Loading package transformers-0.2.2.0 ... linking ... done.
Loading package mtl-2.0.1.0 ... linking ... done.
Loading package regex-base-0.93.2 ... linking ... done.
Loading package regex-posix-0.94.4 ... linking ... done.
Loading package regex-compat-0.93.1 ... linking ... done.
Loading package time-1.2.0.3 ... linking ... done.
Loading package random-1.0.0.3 ... linking ... done.
Loading package haskell98-1.1.0.1 ... linking ... done.
Loading package ghc-paths-0.1.0.8 ... linking ... done.
Loading package HUnit-1.2.2.3 ... linking ... done.
Loading package parsec-3.1.1 ... linking ... done.
Loading package network-2.3.0.2 ... linking ... done.
Loading package hslogger-1.1.5 ... linking ... done.
Loading package MissingH-1.1.0.3 ... linking ... done.
```

Tárgymutató

α-konverzió, 9
β-redukció, 9
η-konverzió, 9
összetett függvény, 22
újraindítási idő, 51

adatfolyamok, 22
alkalmazás, 9
AppRename, 36
argumentum azonosító, 39
AST, 12

backend, 30
becsomagolja, 14
behelyettesítés, 15
blokk, 49
blokk sajátfrekvenciája, 49
boxing, 14

CλasH, 6
call-by-name, 10
call-by-need, 10
call-by-reference, 10
call-by-value, 10
CaseReduction, 32
CoreToTree, 37
csomagolt, 14
csupasz, 14

egysebességű, 20
elágazások, 32
elemi függvény, 22
EOG, 20
erősen típusos, 8

függvény, 9
frontend, 30

GenerateVHDL, 44
globális azonosító, 38
gyorsító, 53

IterateConversion, 36

kötött/szabad változó, 9
kicsomagolja, 14

lambda lifting, 9
lambda-absztrakció, 9
lambda-kifejezés, 9
lappangási idő, 51
lassító, 53
latency, 23
lokális azonosító, 38
lusta kiértékelésű (lazy evaluation), 8

műveletei, 22
művelethalmaz, 20
MakeModuleList, 43
MapConversion, 56
mintaillesztések, 32
MREOG, 49

OpTree, 37

ParseEOG, 43
polimorf típusok, 8
ProduceComponents, 43
ProduceOperations, 44
ProduceSignals, 43

saját műveletei, 49
scrutinee, 13
SDF, 20
stream, 53
strukturális, 17

supercompiling, 37

többsebességű, 48
típusalternatívákat, 11
típusalternatívával, 24
típusosztály, 11
tisztán funkcionális (pure functional), 8
TreeSimplifier, 41

unboxing, 14

változó, 9
viselkedési, 17