Een functionele aanpak voor taalcreatie & transformatie

Masterscriptie Computing Science
Radboud Universiteit Nijmegen

Bjorn Lamers
S0619183

Augustus 2009
Afstudeerscriptie 616

Begeleiders
Radboud Universiteit
prof.dr.dr.h.c.ir. M.J. Plasmeijer
dr. P.M. Achten (referent)

Capgemini BAS B.V.
dr.ir. G. E. Veldhuijzen van Zanten
drs. E.J.H. Pepels
mba.ing. J. D. Gerbrandy
T. Thijssen

Samenvatting

Softwareontwikkeling is een proces, waarin experts uit meerdere kennisdomeinen samen een applicatie ontwerpen en bouwen. In reguliere softwareontwikkeling sluit de oplossing niet altijd aan bij de voorafgestelde wensen van de klant. Dit kan komen doordat experts uit de verschillende kennisdomeinen niet begrijpen wat andere experts binnen het proces bedoelen. Deze onduidelijkheden kunnen ontstaan omdat de experts elk een eigen jargon gebruiken en deze jargons nauwelijks op elkaar aansluiten.
In deze scriptie wordt een methodiek voorgesteld die samen met een tool de onduidelijkheid tussen de domeinexperts uit verschillende kennisdomeinen binnen het softwareontwikkelingsproces kan verminderen. Het softwareontwikkelingsproces beperkt zicht tot de creatie van een informatiesysteem. De methodiek beschrijft een manier voor het definiëren van een isomorfe domeinabstractie voor elk betrokken domeingebied. De domeinabstracties worden gerepresenteerd als natuurlijke talen. De tool, een taaltransformator, kan de verschillende domeinabstracties van en naar elkaar vertalen door middel van te definiëren transformaties. Om de verschillende abstracties naar elkaar te transformeren worden twee verschillende klassen van transformaties erkend: tussen tekst en syntaxisbomen en tussen twee syntaxisbomen. De eerste transformatievariant wordt beschreven met generisch programmeren. De tweede variant wordt gedefinieerd in Generalized Algebraic Data Types (GADTs) en wordt uitgevoerd door een evaluatiefunctie. Met behulp van deze transformaties kan kennis die beschreven is in een grammatica vertaald worden naar een andere isomorfe grammatica voor een ander kennisdomein. Hierdoor kunnen domeinexperts binnen het softwareontwikkelingsproces kennis tot zich nemen in hun eigen jargon en wordt de kans op onduidelijkheden kleiner.
De verschillende transformaties worden getoetst door het uitvoeren van transformaties op een simpele imperatieve programmeertaal en een domeinspecifieke taal.

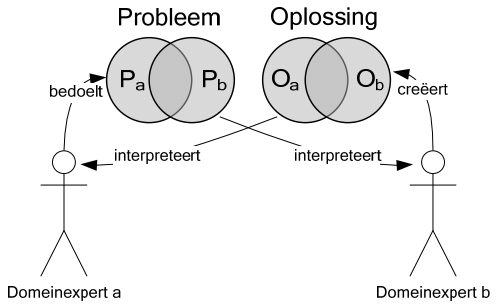
Hoofdtermen:
Grammaticadefinitie, grammaticatransformatie, generisch programmeren, generalized algebraic data types (GADTs)

Inhoudsopgave

1 Introductie

Softwareontwikkeling is het vertalen van een inhoudelijk probleem naar een geautomatiseerde oplossing. In dat softwareontwikkelingsproces treden vaak fouten op. Die fouten ontstaan onder andere door communicatieproblemen. In het proces zijn verschillende partijen betrokken, zoals domeinexperts en softwareontwikkelaars, met elk hun eigen jargon. Fouten kunnen ontstaan doordat men elkaars jargon niet goed begrijpt. Bijvoorbeeld wat bedoelt een informaticus met een transformator of een belastingsexpert met de partner? Kortom, elk jargon bevat een stuk impliciete kennis en referentiekader wat domeinexperts binnen hetzelfde domeingebied met elkaar delen. Maar voor experts uit andere domeingebieden is het niet altijd duidelijk wat er precies bedoeld wordt. Dit probleem wordt in deze scriptie het communicatieprobleem genoemd.

Als dit voorgenoemde probleem wordt benaderd vanuit het probleemgebied, dan hebben de softwareontwikkelaars een ander beeld van het probleem en komen met een oplossing voor het beeld dat zij hebben van het probleem. Maar die oplossing lost misschien niet goed genoeg het oorspronkelijke probleem op. Wellicht sluit de oplossing niet goed aan bij het probleem of is deze zelfs incorrect of incompleet.
Hetzelfde doet zich voor bij de oplossing die door softwareontwikkelaars bedacht is. De oplossing is geschreven in een ander jargon dan van het probleemdomein, namelijk in een programmeertaal. Als er issues[1] in de oplossing zijn, dan kunnen domeinexperts uit het probleemdomein nauwelijks achterhalen waardoor de issues ontstaan zijn. Dit komt omdat ze het jargon van de softwareontwikkelaars niet begrijpen. De oplossing is weliswaar expliciet gedefinieerd maar moeilijk of niet te begrijpen voor domeinexperts uit het probleemgebied.
Het probleem is samen te vatten in het beschikken over de benodigde kennis van het probleemdomein. Domeinexperts hebben onbewust meer kennis dan dat zij overdragen. Deze kennis zit verborgen in het jargon. Het stukje kennis, dat niet overgedragen wordt, speelt wel een rol bij de beoordeling van de oplossing. Door verschillende afwijkende interpretaties van kennis kunnen fouten ontstaan.

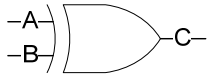


Figuur 1-1 - Communicatieprobleem verschillende domeingebieden

Het communicatieprobleem wordt aan de hand van het voorbeeld uit Figuur 1-1 uitgelegd. Domeinexpert a heeft een probleem en definieert dit in zijn jargon (P_a). Domeinexpert b, een softwareontwikkelaar, begrijpt het jargon niet goed en creëert zijn perceptie van het probleem en zo ontstaat een tweede beeld op het probleem (P_b). De softwareontwikkelaar(s) gaan aan de slag en bouwen een oplossing in hun eigen jargon (O_b). Tot slot kijkt domeinexpert a naar O_b, maar het gebruikte jargon is voor hem onduidelijk en hij creëert zijn perceptie van de oplossing (O_a). Als O_a niet de oplossing is voor P_a, dan is willicht ergens in het communicatieproces iets mis gegaan.

[1] Een issue is een probleem waarvan de oorzaak nog niet bekend is. Er kunnen verschillende oorzaken zijn, zoals specificatiefouten of implementatiefouten.

Er zijn verschillende manieren om dit probleem op te lossen. De verschillende partijen kunnen een zelfde jargon leren of er kan een vertaling gemaakt worden tussen twee jargons. Een simpele woord-voor-woord vertaling schiet soms tekort in de betekenis, zoals bij de uitdrukking “er is niets aan de hand”. Als deze uitdrukking letterlijk vertaald wordt naar het Engels, dan ontstaat de zin "there is nothing on the hand" die voor een Engelsman iets heel anders betekent.
Een vertaalslag tussen twee jargons kan op basis van de betekenis van de jargons tot stand gebracht worden. Hiervoor dient een abstractie gemaakt te worden van het jargon. Deze abstractie beschrijft de betekenis en de betekenis kan vervolgens worden vertaald. Het maken van een abstractie van een jargon kan worden gezien als het modelleren van het jargon.
In dit onderzoek is ervoor gekozen om het jargon te modelleren omdat daar de expertise van de auteur als informaticus tot uitdrukking kan komen. Het modelleren kan plaatsvinden in verschillende soorten modellen, bijvoorbeeld grafische of tekstuele modellen. Grafische modellen hebben als voordeel dat ze in één oogopslag duidelijk zijn. Maar ze hebben ook beperkingen: ze zijn maar tot een bepaalde grootte overzichtelijk en ze zijn lastig uit te breiden met nieuwe modelelementen. Daarnaast moet de betekenis van de grafische taal geleerd worden. Tekstuele modellen daarentegen kunnen vele regels tekst bevatten en nog steeds begrijpelijk zijn, zoals een woordenboek. In een woordenboek zijn woorden en betekenissen eenduidig weergegeven en zijn ze eenvoudig op te zoeken. Daarnaast worden tekstuele modellen beschreven in een natuurlijke taal. Als nadeel hebben tekstuele modellen dat ze minder aantrekkelijk dan grafische modellen zijn. In Figuur 1-2 is een logische XOR-poort weergegeven in drie representaties, zowel grafisch als tekstueel.



C is waar als A ongelijk aan B is, in alle andere gevallen is C onwaar.

$C = A \neq B$

Grafisch | Natuurlijke taal | Wiskundig

Figuur 1-2 - Representaties XOR-poort

In dit onderzoek wordt het jargon gemodelleerd in tekstuele modellen. De reden hiervoor is dat met tekstuele modellen een grote doelgroep te bereiken is, omdat ze in natuurlijke taal beschreven zijn. Daarnaast is het aantal regels in een tekstueel model vrijwel onbeperkt, waardoor grote oplossingen ook in het model te vangen zijn.
De structuur van een tekstueel model, dat wil zeggen hoe instanties van het model eruit zien, wordt doorgaans vastgelegd in een grammatica. Andere manieren voor het vastleggen van de structuur van een tekstueel model zijn bijvoorbeeld eindige toestandsautomaten of Turingmachines. In dit onderzoek wordt de structuur vastgelegd in een grammatica. Deze grammatica moet het probleemgebied beschrijven. Maar voor welk domeingebied wordt de grammatica ontworpen? Vaak wordt de grammatica zo ontworpen dat deze dicht bij een bestaande natuurlijke taal of jargon ligt. De reden hiervoor is dat het op deze wijze minder tijd kost om de taal te ontwikkelen. Maar welk domeingebied begrijpt de taal dan?
De gebruikte taal moet aansluiten bij wat de gebruikers, de domeinexperts, begrijpen. In het softwareontwikkelingsproces zijn echter meerdere domeingebieden actief en dus ook meerdere domeinexperts. Met dit onderzoek wordt aangetoond dat verschillende domeingebieden tegelijkertijd samen een probleem kunnen oplossen door elk hun eigen taal of jargon te gebruiken, door te zorgen dat de verschillende talen naar elkaar vertaald kunnen worden.

De samenwerking tussen de domeingebieden gebeurt op basis van de betekenis van de uitdrukkingen in een taal. Zinnen in een taal weerspiegelen een betekenis. Deze betekenis is in meerdere talen uit te drukken. Zo kan tekst geschreven zijn in het Nederlands of in het Engels of programmacode in C of in Clean. Kortom, talen kunnen een overlappend uitdrukkingsgebied hebben. Deze talen hebben een relatie met elkaar, namelijk dat zinnen uit het overlappende uitdrukkingsgebied naar elkaar te vertalen zijn.
Met de eigenschap dat talen dezelfde betekenis kunnen uitdrukken, wordt aan de slag gegaan om een relatie tussen de verschillende domeingebieden binnen het softwareontwikkelingsproces te leggen. In dit proces hebben de verschillende domeingebieden het over hetzelfde probleem. In het resultaat van dit onderzoek gebruikt elk domeingebied haar eigen taal. Zo ontstaan meerdere talen, maar al die talen hebben één ding gemeen: ze beschrijven hetzelfde probleemgebied. Dit maakt het eenvoudig om de vertaling tussen deze talen te realiseren. Er wordt uit gegaan van dat de beschrijvingen, van de verschillende talen, veel op elkaar kijken.

1.1 Aanleiding

Het communicatieprobleem zoals dat beschreven is in de vorige sectie is naar voren gekomen uit overleg met mijn afstudeerbegeleiders. Mijn onderzoek is inhoudelijk begeleid door Gert Veldhuijzen van Zanten en Betsy Pepels. De algemene begeleiding lag in handen van Jelle Gerbrandy en Theo Thijssen. De opdracht uitgevoerd is uitgevoerd voor de afdeling MDA Service, Model-Driven-Architecture afdeling, van Capgemini BAS B.V..
De afdeling MDA Services gebruikt de Functional Model Driven Design (FMDD) methode voor de oplossing voor een door de klant aangedragen probleem. Hierin wordt een taal specifiek voor een klantdomein gedefinieerd, die de domeinexperts dus begrijpen. De taal wordt vastgelegd in een grammatica en aan de hand van die grammatica kunnen de verschillende domeingebieden aan de slag.

Voor de domeinexperts is een gestructureerde tekstverwerker beschikbaar die op basis van de grammatica verschillende invoermogelijkheden beschikbaar stelt. Hiermee kan een domeinexpert zijn uitdrukking modelleren in de taal. Softwareontwikkelaars schrijven vervolgens transformatoren voor de grammatica, waarmee ze de uitdrukkingen naar een uitvoerbare oplossing vertalen. Voorbeelden van dergelijke oplossingen zijn C# of Java-code of een definitie voor een Business Process Management System (BPMS). De tool die ze daarvoor gebruiken en dit mogelijk maakt noemen ze Cheetah.
De creatie van de taal en de transformatoren gaat moeilijker dan verwacht. Taalelementen worden nu met de hand gemaakt en daar komen veel technische details bij kijken. De volgorde van woorden wordt bijvoorbeeld handmatig bepaald en transformatoren worden zelfs specifiek voor woordsamenstellingen geschreven. De technische details weerhouden de softwareontwikkelaars van wat ze functioneel willen bereiken.

1.2 Probleemstelling

1.2.1 Vraagstelling

De belemmering bij de creatie van een domeinspecifieke taal is het startpunt van het onderzoek. In het onderzoek wordt het communicatieprobleem tussen verschillende domeingebieden in het softwareontwikkelingsproces aangepakt. In het bijzonder de communicatie tussen domeinexperts uit het probleemdomein en informatici.

De hoofdvraag van het onderzoek is:

> Hoe kan een verzameling jargonspecifieke views op een probleemgebied vastgelegd worden, zodat een uitdrukking over het probleemgebied af te beelden is op de verschillende views en te vertalen is naar andere views?

Om de hoofdvraag te kunnen beantwoorden, moeten eerst twee deelvragen beantwoord worden. Ten eerste, hoe kan een jargon geformaliseerd worden naar een grammatica, zodat zinnen op basis van die grammatica begrijpelijk zijn voor de desbetreffende domeinexperts? En ten tweede, hoe kan een relatie tussen de verschillende jargons worden gelegd, zodat uitdrukkingen in een jargon te vertalen zijn naar een ander jargon?

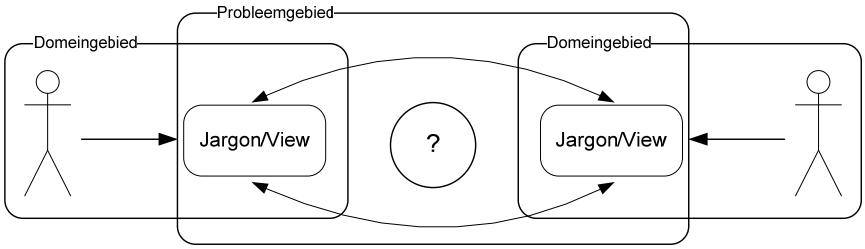
Het doelgebied van deze scriptie beperkt zich tot het definiëren van een grammatica voor een taal voor de creatie van een definitie van een informatiesysteem. De creatie van de taal is een studie op zichzelf. Er is veel domeinkennis nodig om een abstractie te kunnen maken van een domein en deze te beschrijven als een taal. Daarom richt de uitwerking van dit onderzoek zich niet op de taal zelf, maar op het formaliseren van een taal.
Bij de creatie van een informatiesysteem zijn zowel domeinexperts als softwareontwikkelaars betrokken die samen het informatiesysteem willen bouwen. Beide partijen weten hoe een dergelijk systeem in hun domein eruit ziet. Dat betekent echter niet automatisch dat ze van elkaar weten welk resultaat ze voor ogen hebben. De views van beide partijen beschrijven hetzelfde, alleen in hun eigen jargon.

Voor het onderzoek worden een tweetal aannamen gedaan namelijk: dat verschillende talen een isomorfe[2] relatie kunnen hebben. Voor het onderzoek wordt een verzameling talen gebruikt waarvan sommige seminatuurlijke talen zijn en één imperatieve programmeertaal. Door het isomorfisme en de vertalingen is de semantiek van de seminatuurlijke talen impliciet. De tweede aanname is dus dat de semantiek verstopt zit in de verschillende transformaties, maar niet alle transformaties hoeven semantiekbehoudend te zijn. De semantiek van de gebruikte imperatieve programmeertaal transformeert mee naar de natuurlijke taalrepresentaties.

1.2.2 Doelstelling

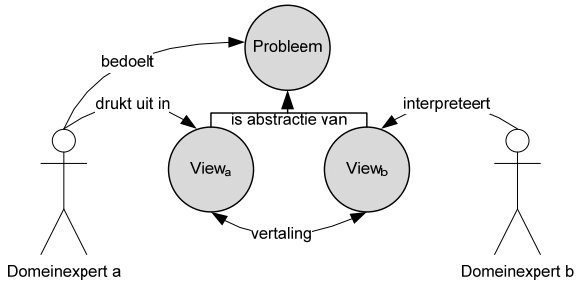
Het doel van het onderzoek is het verkleinen en in het beste geval elimineren van het communicatieprobleem. Hiervoor moeten de verschillende domeingebieden en de bijbehorende jargons in kaart gebracht worden. Elk jargon moet expliciet beschreven worden. Op deze wijze is het jargon, de taal uit het domeingebied, geformaliseerd. Een geformaliseerd jargon wordt een view genoemd.

Het softwareontwikkelingsproces bestaat uit minimaal twee domeingebieden, waaronder in ieder geval het informaticadomein. Hierdoor ontstaan meerdere talen die het probleemgebied beschrijven. Deze talen hebben één ding gemeen, ze beschrijven hetzelfde probleemgebied, alleen vanuit een ander domeingebied. Het probleemgebied is de gemeenschappelijke kern van het proces en elk domeingebied heeft zijn eigen view daarop, zie Figuur 1-3. De views zijn isomorf, dat wil zeggen dat elke view een afbeelding van het probleem is en dat deze met behoud van structuur af te beelden is in een andere isomorfe view.
Niet alle views hoeven isomorf te zijn, zo kan een view gemaakt worden die maar een deel van het probleem weergeeft. Bijvoorbeeld een schooldomein waarin studenten en vakken beschreven zijn. Daarop kan een view worden beschreven die alle namen van studenten weergeeft die een vak volgen. Vanuit die view kan niet meer terug worden gegaan naar de oorspronkelijke vorm. Vanuit een niet isomorfe view kan niet meer terug worden vertaald.



Figuur 1-3 – Probleemgebied met meerdere domeingebieden

De verschillende views, die ontstaan zijn door het formaliseren van de domeingebieden, worden op basis van hun betekenis naar elkaar vertaald, ofwel getransformeerd, zie Figuur 1-4. Dit kan omdat de verschillende jargons binnen het proces isomorf zijn. Hierdoor kan elk domeingebied het probleem in zijn eigen jargon of view bekijken en worden communicatiefouten verminderd.

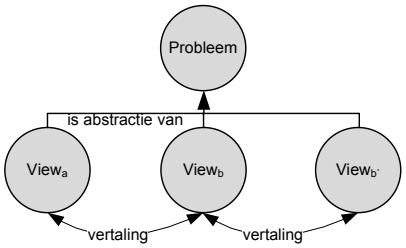


Figuur 1-4 - Domeinspecifieke views van een probleem

[2] Isomorfisme is een bijectieve map tussen twee domeinen. Er is een functie `f :: X -> Y` waarvoor een inversie functie f^{-1} `:: Y -> X` bestaat waar zowel $f^{-1}\ f = id_x$ als $f\ f^{-1} = id_y$ voor gelden.

Om het doel onderzoek te bereiken moet een verbetering in het softwareontwikkelingsproces gerealiseerd worden. Deze verbetering vindt plaats in de communicatie tussen de verschillende domeingebieden. Hierdoor begrijpen de verschillende domeinexperts beter wat anderen bedoelen en hierdoor wordt de kans op fouten kleiner. De kans op fouten wordt kleiner omdat een domeinexpert het probleem of de oplossing in zijn eigen jargon tot zich kan nemen en eventueel aan kan passen.

Naast de vermindering van communicatiefouten maakt het resultaat van dit onderzoek het mogelijk om views te verfijnen of te verbeteren. Bijvoorbeeld als domeinexpert b, uit Figuur 1-4, niet tevreden is met $View_b$, dan kan een verfijnde $View_{b`}$ beschreven worden. Deze view beschrijft hetzelfde als $View_b$, alleen met meer detail of op een andere manier. Op deze wijze kan een domeingebied zijn eigen view beheren en up-to-date houden.
Door het up-to-date houden van het probleemgebied wordt, in het informaticagebied, de kans op legacy-systemen[3] verkleind. Dit kan omdat er altijd een beschrijving van de oplossing is, waarop een nieuwe view gecreëerd kan worden. Als een vertaling tussen de oude naar de nieuwe view gemaakt wordt, dan kan de nieuwe view gebruikt worden in plaats van de oude, zie Figuur 1-5.



Figuur 1-5 - Verfijning/aanpassing van $View_b$

De verfijning en verbetering van views is een van de wensen van de afdeling MDA Services. Deze afdeling heeft als visie dat het systeem in zichzelf gedefinieerd moet kunnen worden en vanuit daar met hun eigen taal verfijnd en verbeterd kan worden. Daarnaast is het niet meer creëren van legacy-systeem is een belangrijk punt in de verkoop van een nieuwe software.

1.3 Aanpak

Het vertalen van een taal naar een andere taal kan door middel van een compiler. Een compiler analyseert en parseert de invoer (tekst) en creëert daar een boomstructuur van. Deze boomstructuur geeft de zinstructuur weer. Daarna wordt op basis van de boomstructuur de uitvoer gecreëerd. Een compiler vertaalt één richting op, van de brontaal naar de doeltaal. Na compilatie is het meestal niet mogelijk om de doeltaal weer terug te vertalen naar de brontaal. Dit komt omdat structuurinformatie niet wordt opgeslagen. De inverse van de compiler is mogelijk door het maken van een andere compiler van de oorspronkelijke doeltaal naar de brontaal. Maar voor dit onderzoek moet tussen de verschillende talen, beide kanten open, vertaald worden en composities mogelijk zijn van verschillende deel vertaalstappen binnen één vertaalslag, dus binnen één geheel. De traditionele compileraanpak is dus niet geschikt als oplossing voor het communicatieprobleem.

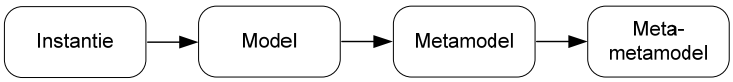
Mijn begeleider, Gert van Veldhuijzen van Zanten, adviseerde mij om het probleem als een modelleerprobleem te zien. In de modelleerwereld zijn verschillende views op modellen en transformaties tussen modellen standaard. Er is veel onderzoek gedaan naar modeltransformaties en dat onderzoek heeft zelfs geleid tot de standaard Query/View/Transformation (QVT) [23]. Als deze aanpak gebruikt wordt voor dit onderzoek, moet een relatie gelegd worden tussen de programmeerwereld en de modelleerwereld.

[3] Een legacy-systeem, in deze context, is een softwaresysteem dat niet meer bij de tijd is. Dit kan verschillende oorzaken hebben zoals: verouderde technologie, achterstallig onderhoud of gebrek aan documentatie.

Er wordt gekozen om een modelleeraanpak te gebruiken voor dit probleem, de reden hiervoor staat beschreven in Sectie 1.3.1. Daarna wordt in Sectie 1.3.2 de keuze van de programmeertaal waar de taaltransformator in is gemaakt beschreven.

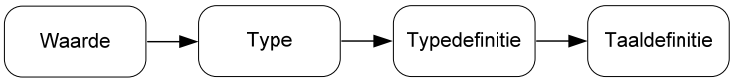
1.3.1 Keuze voor modelleeraanpak

De keuze voor de modelleeraanpak is gebaseerd op onderzoeksresultaten zoals [12, 17, 23]. In de modelleerwereld komen meerdere views op een model voor. Deze views en modellen worden beschreven binnen een metamodel-architectuur. In deze architectuur worden modellen gemodelleerd in een metamodel. Het metamodel is de beschrijving van het model. Op basis van metamodellen zijn transformaties naar andere modellen mogelijk. Er zijn verschillende modeltransformatieprogramma's die een soortgelijke architectuur hebben [12, 17, 23].
Een metamodel-architectuur bestaat uit 3 modellagen: het *meta-metamodel*, het *metamodel* en het *model* en een instantielaag. Een instantie wordt gemodelleerd in het model, het model wordt gemodelleerd in het metamodel en het metamodel wordt gemodelleerd in het meta-metamodel. Voor een visualisatie van deze modelhiërarchie zie Figuur 1-6. Deze architectuur wordt ook wel het M3-model genoemd.



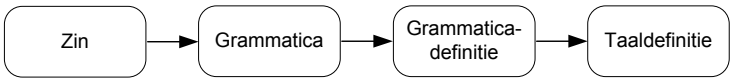
Figuur 1-6 - Visualisatie meta-metamodel

Om een metamodel-architectuur te kunnen gebruiken voor dit onderzoek, moet een relatie worden gelegd tussen de programmeerwereld en de modelleerwereld. Als die relatie er is, dan kunnen de concepten uit de modelleerwereld gebruikt worden in de programmeerwereld en dus in dit onderzoek.
In de programmeerwereld is een zelfde hiërarchie aanwezig als in Figuur 1-6. Hierin wordt dan niet gesproken over modellen maar over waardes en types. Een waarde is een instantie van een type en een type is gedefinieerd is een typedefinitie. Deze typedefinitie is op zijn beurt gedefinieerd in een taaldefinitie. Deze hiërarchie is weergegeven in Figuur 1-7.



Figuur 1-7 - Visualisatie hiërarchie programmeerwereld

Als we specifieker in de programmeerwereld naar de creatie van programmeertalen kijken, dan is er wederom een zelfde hiërarchie zichtbaar. Deze keer alleen over zinnen en grammatica's. Een zin is gedefinieerd in zijn grammatica en een grammatica is gedefinieerd in de grammaticadefinitie. Deze grammaticadefinitie is zijn beurt gedefinieerd in een taaldefinitie. Deze hiërarchie is weergegeven in Figuur 1-8.



Figuur 1-8 - Visualisatie hiërarchie taal/grammatica

De figuren 1-6, 1-7 en 1-8 hebben alle drie vier niveaus in de hiërarchie en elk niveau heeft dezelfde betekenis in haar specialisatie. Een waarde in de programmeerwereld is hetzelfde als een instantie in de modelleerwereld en dat geldt ook voor de andere drie niveaus. De termen op de verschillende niveaus zijn dus vertaalbaar naar de verschillende jargons. In deze scriptie wordt de terminologie uit Figuur 1-8 gebruikt.

1.3.2 Keuze voor functionele programmeertalen

De taaltransformator kan geïmplementeerd worden in een programmeertaal. Hiervoor kunnen allerlei talen voor gebruikt worden. De implementatietalen in dit onderzoek zijn functionele programmeertalen: Clean en Haskell. De eerste rede hiervoor komt vanuit het opdrachtvoorstel Capgemini BAS B.V., daarin is verwezen naar het functioneel programmeerparadigma. Daarnaast is de auteur van deze scriptie nieuwsgierig naar de mogelijkheden van functionele programmeertalen. In het vervolg van deze sectie wordt eerst dieper op deze twee beweegredenen ingegaan. Daarna worden de

eigenschappen van functionele programmeertalen behandeld. Tot slot wordt aangegeven welke functionele programmeertalen gebruikt zijn in dit onderzoek.

De eerste beweegreden om functionele programmeertalen te gebruiken komt zoals gezegd voort uit de opdrachtomschrijving die door Capgemini BAS B.V. is voorgesteld. Daarin is gesproken over het functioneel programmeerparadigma voor het maken van een taaldefinitie. Mijn afstudeerbegeleiders wisten van mijn studieachtergrond in Nijmegen af en van mijn kennis over functionele programmeertalen. Zodoende is het functioneel programmeerparadigma naar voren gekomen. Dit is mijn eerste motivatie geweest om te kijken of functionele programmeertalen inzetbaar zijn in een oplossing voor het communicatieprobleem.

De tweede beweegreden is explorerend van aard. Tijdens mijn studie in Nijmegen ben ik “geïnfecteerd” geraakt met het functioneel programmeervirus. Het zeer beknopt op kunnen schrijven van algoritmen, generiek programmeren en leuzen als “dat krijg je er voor niets bij” en “alles wat typecorrect is, is uitvoerbaar” hebben mij nieuwsgierig gemaakt naar de mogelijkheden van functionele programmeertalen. Ik wil exploreren wat functionele programmeertalen te bieden hebben en dit kan ik doen door ze in te zetten in mijn onderzoek.

Naast de motivatie voor exploratie passen de eigenschappen van functionele programmeertalen goed bij het onderwerp en de werkwijze van dit onderzoek. Zoals de declaratieve eigenschap en de sterke typering van de taal. In een functionele programmeertaal specificeert men hoe iets eruit ziet of waar het aan voldoet. Dit in tegenstelling tot imperatieve programmeertalen, daarin specificeert men hoe het uitgevoerd wordt. In dit onderzoek worden talen/views gedefinieerd, er wordt vastgelegd hoe het eruit ziet: dus declaratief.
Daarnaast zijn de gebruikte functionele programmeertalen sterk getypeerd. Deze typering zorgt ervoor dat instanties van een type altijd voldoen aan de regels van het type. Hierdoor kan men altijd met zekerheid zeggen dat een variabele of functieresultaat van een bepaald type is. Dit zorgt ervoor dat bij het uitvoeren van de code geen vreemd gedrag kan ontstaan door de gebruikte instanties.

Tot slot komt de keuze voor de gebruikte functionele programmeertalen aan de orde. In eerste instantie heb is gebruik gemaakt van de functionele programmeertaal Clean. In een later stadium van mijn onderzoek is Haskell gebruikt om een deelprobleem op te lossen, voor de reden zie Sectie 4 en voor de toepassing zie Sectie 5.4.
De verschillen tussen Clean en Haskell zijn qua syntaxis niet zo groot. Beide talen zijn gebaseerd op de lambda-calculus en de syntaxisverschillen tussen Clean en Haskell zijn minimaal [1]. Er zijn zelfs compilers die Haskell-syntaxis kunnen compileren naar Clean-syntaxis. Zoals de in Nijmegen zelf gebruikte beta-Clean-compiler, de “Haskell – Clean compiler” vanuit Eötvös Loránd University [7, 14] en het “Hacle project” vanuit de University of York [20]. Deze compilers laten zien dat de overstap van Clean naar Haskell klein is.

1.4 Testen aan de hand van een voorbeeld

Een van de beste manieren om te kijken of een vertaling mogelijk is, is door dit het daadwerkelijk uit te proberen. Daarom worden de vertalingen gedemonstreerd aan de hand van voorbeelden. In dit onderzoek wordt de `While`-taal [21] als voorbeeld gebruikt. Deze taal is een basis voor een imperatieve programmeertaal. De definitie is uitgebreid met een programma- en declaratiegedeelde.
Het voorbeeld dat gebruikt wordt is een natuurlijke taaldefinitie bovenop de betekenis van de `While`-taal. De specificatie van de `While`-taal is beschreven in Codevoorbeeld 3-6 en de natuurlijke taaldefinitie is beschreven in Codevoorbeeld 3-8.

1.5 Structuur scriptie

Het vervolg van deze scriptie is als volgt opgebouwd: in hoofdstuk 2 worden de verschillende talen die gebruikt worden in dit onderzoek toegelicht en welke klassen van talen er erkend worden. In dat hoofdstuk wordt beschreven hoe de grammatica van een taal beschreven kan worden in functionele programmeertalen. Het hoofdstuk eindigt met de relatie tussen de talen en modellen.

In hoofdstuk 3 wordt de scheiding beschreven tussen de essentie van een probleemgebied en de presentatie daarvan. Hiervoor worden twee grammatica's beschreven: de abstracte grammatica voor de essentie en een (of meerdere) concrete grammatica's voor de presentatie.
Daarna wordt in hoofdstuk 4 de tool beschreven die taaltransformaties mogelijk maakt op basis van transformaties op grammaticaniveau. Vervolgens worden in hoofdstuk 5 de verschillende transformaties beschreven. Eerst wordt de pretty-printer beschreven die boomstructuren (grammatica-instanties) omzet naar tekst. Dan wordt de parser beschreven die tekst kan omzetten naar een boomstructuur. Daarna worden syntaxistransformaties beschreven tussen twee boomstructuren. Het hoofdstuk eindigt met een domeinspecifieke taal voor syntaxistransformaties.
De beschreven transformaties uit hoofdstuk 5 worden getoetst door het uitwerken van een casus in hoofdstuk 6. Daarna worden in hoofdstuk 7 een aantal andere methodes en technieken getoond die mogelijk ook inzetbaar voor het verkleinen van het communicatieprobleem. Het laatste hoofdstuk van de scriptie is de conclusie. Dat hoofdstuk eindigt met een aantal interessante suggesties voor mogelijk vervolgonderzoek.

2 Talen en taalabstracties

In dit hoofdstuk wordt een introductie gegeven over de gebruikte varianten van taal. In deze scriptie wordt de term “taal” gebruikt voor het aanduiden van een tekstuele representatie van een domeinabstractie. De gebruikte talen zijn jargonspecifiek. Bijvoorbeeld een taal voor een informaticus is hetzelfde als de gebruikte programmeertaal. Maar de taal voor een belastingexpert lijkt meer op een natuurlijke taal, hun jargon, dan op een programmeertaal.
Alle isomorfe vertalingen van de verschillende talen behouden dezelfde semantiek. Dus als een taal genomen wordt waarvan de semantiek beschreven is dan krijgen alle isomorfe vertalingen die semantiek. Hieruit volgt dat een natuurlijke taalrepresentatie bovenop een programmeertaal dezelfde semantiek krijgt wanneer daar een isomorfe vertaling voor wordt geschreven. Het behouden van de semantiek geldt voor alle isomorfe vertalingen en niet alleen voor programmeertalen.
Voor domeingebieden waar talen voor ontworpen worden, die sterk op natuurlijke talen lijken, wordt de term programmeertaal gemeden. Deze term schrikt namelijk af door zijn technische achtergrond. Maar door de programmeertaal te decoreren en te vertalen, kan deze gerepresenteerd worden als een seminatuurlijke taal. Hierdoor kunnen niet technische mensen, zonder de drempel van de term programmeertaal, toch programmeren.

Dit hoofdstuk ziet er als volgt uit: Sectie 2.1 geeft een korte introductie over hoe talen en grammatica’s in deze scriptie worden gebruikt. In Sectie 2.2 wordt dieper ingegaan op het doel en uitdrukkingskracht van een taal. Na de beschrijving van wat talen zijn en waarvoor ze bedoeld zijn, gaat Sectie 2.3 over hoe talen vastgelegd kunnen worden in een functionele programmeertaal. Tot slot wordt in Sectie 2.4 een beschrijving van de metamodel-architectuur gegeven.

2.1 Talen en grammatica’s

Om duidelijkheid te scheppen met wat bedoeld wordt met talen en grammatica’s, wordt eerst stil gestaan bij de definities van de woorden. Vervolgens worden deze definities gerelateerd met de manier waarop de woorden “taal” en “grammatica” in deze scriptie worden gebruikt.

De definities van taal en grammatica uit het Van Dale onlinewoordenboek [6]:
Taal *spraakklanken waarmee men zijn gedachten en gevoelens aan anderen kenbaar maakt*
Grammatica *regels die beschrijven hoe een taal gesproken en geschreven wordt*
Figuur 2-1 – Definitie van taal en grammatica uit het Van Dale onlinewoordenboek

Het Van Dale onlinewoordenboek gaat uit van natuurlijke taal. De talen in de context van dit onderzoek zijn minder vrij dan natuurlijke taal. Het betreft formele talen met een vooraf gedefinieerde grammatica en semantiek. Alle grammatica’s van dit onderzoek beschrijven tekst, maar een grammatica/model voor een grafische representatie is ook mogelijk.

Een taal wordt gebruikt om informatie over te dragen. Een grammatica beschrijft de structuurregels van een taal. Kort door de bocht genomen: het is voldoende om een grammatica te beschrijven om een taal zonder semantiek vast te leggen. Maar hoe wordt een grammatica vastgelegd, zodat deze kenbaar gemaakt kan worden voor anderen? Dit resulteert in een circulaire redenering: er is een taal nodig om een grammatica in te definiëren. De taal die nodig is om de grammatica in te definiëren kan men ook weer in een grammatica definiëren. Om uit deze circulaire redenering te komen wordt een bestaande taal genomen, waarvan de grammatica al gedefinieerd is. In die taal worden de grammatica’s voor andere talen beschreven. In deze scriptie worden functionele programmeertalen gebruikt om grammatica’s te definiëren, zie Sectie 1.3.2.

Wanneer in deze scriptie over taal wordt gesproken, dan wordt het geheel om informatie vast te leggen en over te dragen bedoeld. Met de term grammatica wordt hetzelfde bedoeld als dat Van Dale (Figuur 2-1) doet: de regels waar een correcte zin in de taal aan voldoet. Hierbij moet wel gezegd

worden dat de zin alleen grammaticaal correct is. Dit wil nog niet zeggen dat er iets zinnigs staat. Of er iets zinnigs staat wordt door de semantiek van de taal bepaald. De gebruikte grammatica's binnen dit onderzoek laten grammaticaal correcte en semantisch incorrecte instanties toe en deze kunnen vertaald worden. Maar door het behoud van semantiek blijf de instantie van de doelgrammatica semantisch incorrect.

2.2 Generieke en domeinspecifieke talen

Talen kunnen verschillende domeinen kenbaar maken. Zo kunnen talen een groot of specifiek domein beschrijven. In deze sectie wordt eerst uitgelegd wat algemene talen (General Purpose Language, GPL) en domein specifieke talen (Domain Specific Language, DSL) zijn. Daarna wordt het verschil tussen GPLs en DSLs weergegeven. Tot slot wordt een beweegreden gegeven om tot het maken van DSLs over te gaan.

GPLs zijn talen die een groot probleemgebied bestrijken of beter gezegd het probleemgebied van een GPL overkoepelt alle probleemgebieden. Voorbeelden van GPLs zijn het Nederlands en Engels, daarnaast zijn er GPL programmeertalen zoals Clean, Haskell, C en de taal binnen de FMDD methode. Alle berekenbare functies zijn in deze talen uit te drukken, deze talen zijn Turing-compleet. De grammatica van een dergelijke taal is algemeen beschreven, zodat ook alles in de taal is uit te drukken. Een probleem moet uitdrukt worden in de grammatica van de GPL. Om een probleem precies uit te drukken in een GPL zijn vaak veel woorden en grammaticaregels nodig om de semantiek van de uitdrukking precies vast te leggen.

DSLs zijn talen die een specifiek probleemgebied bestrijken. Bijvoorbeeld de taal SQL die de taal over relationele databases beschrijft. DSLs zijn bedoeld om een domein duidelijk en beknopt te beschrijven. DSLs kunnen soms niet alles uitdrukken, ze zijn niet altijd Turing-compleet. Soms worden DSLs vervuild en Turing-compleet gemaakt om net iets meer uit te drukken dan het oorspronkelijke probleem. Het domeinspecifieke van een DSL zit in de eenvoud waarmee een domeinspecifiek probleem te beschrijven is. Problemen uit het domeingebied laten zich goed tot uitstekend beschrijven in de bijbehorende DSL. Echter valt het probleem buiten het domein van de DSL, dan is de DSL minder of helemaal niet geschikt. Hiervoor kan wel een GPL gebruikt worden.
De uitdrukking in een DSL is veelal duidelijker voor het desbetreffende domeingebied dan dezelfde uitdrukking in een GPL. Dit komt doordat woorden in een DSL meer zeggen dan in een GPL. De semantiek van de DSL ligt vast in de beschrijving van de grammatica. Hierdoor wordt het maken van kleine slordigheidfouten verkleind, zoals het verkeerd plaatsen van haakjes in een formule of de volgorde van bewerking. In een DSL wordt de semantiek bepaald door de taalelementen en niet door de inhoud van de taal. DSLs kunnen het probleemgebied leesbaarder, duidelijker en beknopter beschrijven dan een GPL.

In deze scriptie wordt echter geen onderscheid gemaakt tussen GPLs en DSLs. Het gaat immers om de grammatica van de taal en niet om de uitdrukkingskracht. Talen worden van en naar elkaar getransformeerd op basis van de grammatica en niet op basis van een specifieke uitdrukking in een taal, er wordt niet getransformeerd op basis van de inhoud van de grammatica. Het maakt voor de transformatie niet uit of de grammatica van een GPL of DSL is. De toepassing van het resultaat van dit onderzoek zal echter wel meer raakvlaak hebben met het gebied van DSLs, omdat deze technologie het maken en onderhouden van DSLs makkelijker maakt.

2.3 Relatie types en grammatica's

In deze sectie wordt de aandacht gevestigd op de relatie tussen type en grammatica. De aandacht wordt hierop gevestigd omdat types erg belangrijk zijn in de gebruikte sterk getypeerde functionele programmeertalen. In een dergelijke taal heeft namelijk elk taalelement of uitdrukking een type. Er is niet aan gebruik van types te ontkomen in een sterk getypeerde functionele programmeertaal. In Sectie 2.3.1 wordt uitgelegd wat types zijn en welke smaken types er zijn. Daarnaast wordt in die sectie ook even stilgestaan bij twee verschillende schrijfwijzen van datatypes. Tot slot wordt in sectie 2.3.2 uitgelegd wat het type van een type is.

2.3.1 Types in een functionele programmeertaal

2.3.1.1 Datatypes

Datatypes beginnen bij de standaard types `Int`, `Real`, `Bool` en `Char`, ook wel primitieve datatypes genoemd. Deze datatypes zijn de bouwstenen van de programmeertaal. De primitieve datatypes zijn ook beschikbaar in functionele programmeertalen. Bovenop deze primitieve datatypes liggen samengestelde datatypes zoals lijsten, arrays, records en tupels. Deze datatypes geven structuur aan de types waaruit ze zijn samengesteld. Een paar eenvoudige voorbeelden zijn te zien in het onderstaande voorbeeld (Codevoorbeeld 2-1). Meer informatie en voorbeelden in [16].

```
i = 0                  // i :: Int
s = "Bjorn"            // s :: String                                == array van karakters
xs = [1,2,3]           // xs :: [Int]                                == lijst van integers
t = (xs, True)         // t :: ([Int], Bool)                         == een tuple
r = { naam = "S" }     // r :: R, waarbij :: R = { naam :: String }  == een record
```
Codevoorbeeld 2-1

De bovengenoemde representaties kunnen in principe alle mogelijke combinaties van data uitdrukken, maar niet altijd even eenvoudig. Zowel Clean als Haskell heeft de mogelijkheid om Algebraïsche Data Types te definiëren. Algebraïsche Datatypes zullen vanaf nu ADTs worden genoemd. Een ADT is een datatype dat één of meerdere dataconstructoren heeft. Elke dataconstructor heeft nul of meer argumenten, deze argumenten kunnen van elk willekeurig type zijn. ADTs worden uitgelegd aan de hand van een voorbeeld.

```
:: Persoon     = Persoon String Int
:: Weekdag     = Zo | Ma | Di | Wo | Do | Vr | Za
:: List a      = Cons a (List a) | Nil
```
Codevoorbeeld 2-2

In Codevoorbeeld 2-2 zijn drie ADTs te zien, namelijk `Persoon`, `Weekdag` en `List a`. Deze drie ADTs hebben samen tien dataconstructoren: `Persoon`, de eerste twee letters van de zeven weekdagen, `Cons` en `Nil`. Het Persoon-datatype heeft één dataconstructor met een ariteit van twee, dat wil zeggen: heeft twee argumenten nodig. Het `Weekdag`-dag voorbeeld heeft zeven dataconstructoren, alle zeven met ariteit nul. De verschillende dataconstructoren worden gescheiden voor een `|`-teken. In het `List`-voorbeeld is een geparameteriseerd datatype te zien. In dat voorbeeld kan de parameter `a` van elk willekeurig type zijn, bijvoorbeeld een `List Int` of iets complex als (`List Char, List Persoon`). Daarnaast roept de dataconstructor `Cons` zijn type recursief aan, de dataconstructor `Cons` heeft als tweede parameter een `List a`. Een instantie van een ADT is altijd één van de dataconstructoren van de ADT.
ADTs kunnen herschreven worden naar een combinatie van de basisstructuren uit Codevoorbeeld 2-1. Zo zijn bomen bijvoorbeeld uit te drukken in tupels. Alleen beschrijft de ADT de boom preciezer en met meer betekenis. Zie Codevoorbeeld 2-3, daarin wordt een boomnotatie weergegeven in geneste tupels. Daarnaast is het schrijven van functies voor basisstructuren die een complexer type representeren moeilijk omdat de structuur behouden moet worden.

```
:: Tree a      = Node (Tree a) (Tree a) | Leaf a
tree           = Node (Node (Leaf 3) (Leaf 2)) (Leaf 1)
tree`          = ((3, 2), 1)
```
Codevoorbeeld 2-3

De grammatica voor het maken van ADTs is LL(1), parserend van links naar rechts, afleidend vanuit de linkerkant en er hoeft maar één teken (token) gelezen te worden om het type te identificeren. Dit komt omdat binnen één programma dataconstructoren uniek moeten zijn. Hieruit volgt dat als een dataconstructor `Wo` tegengekomen wordt, altijd met zekerheid gezegd kan worden dat er met het type `Weekdag` gewerkt wordt. Ook kan gezegd worden dat na het lezen van de dataconstructor `Cons` altijd met een type `List a` gewerkt wordt (met dan nog een willekeurige `a`) en dat er dan nog twee argumenten komen, namelijk de `a` die het type van `a` bepaalt en een `List a`. Aan de hand van de grammatica voor ADTs kunnen complexe datastructuren gebouwd worden. In dit onderzoek zijn ADTs gebruikt om grammatica's vast te leggen. De grammatica wordt vastgelegd door woorden en woordsamenstellingen als ADTs te definiëren en daar een semantiek aan te geven.

Naast het gebruik van ADTs, is in dit onderzoek ook gebruik gemaakt van Generalized Algebraic Data Types (GADTs). Waar bij ADTs eerst het type wordt geven, gevolgd door dataconstructoren met argumenten, wordt bij een GADT eerst de dataconstructor gegeven gevolgd door eventuele argumenten en dan het type. Binnen een GADT is het mogelijk het type van variabele open te laten, dat wil zeggen dat bij het definiëren van een type typeparameters open gelaten kunnen worden en deze door de type-instantie bepaalt kunnen worden. In Haskell worden deze variabelen “rigid” genoemd. Alle dataconstructoren van een GADT worden gevangen in een soort van klassendefinitie van het type.

```
data Persoon where
       Persoon :: String -> Int -> Persoon

data Weekdag where
       Zo :: Weekdag
       Ma :: Weekdag
       Di :: Weekdag
       Wo :: Weekdag
       Do :: Weekdag
       Vr :: Weekdag
       Za :: Weekdag

data List a    where
       Cons :: a  -> (List a) -> List a
       Nil  :: List a
```
Codevoorbeeld 2-4

In het bovenstaande codevoorbeeld zijn de GADT representaties van de ADTs uit Codevoorbeeld 2-2 te zien. In dit geval maakt het niet uit of voor ADTs of GADTs gekozen wordt. De Glasgow Haskell Compiler (GHC) kan bepalen of een typedeclaratie als ADT te schrijven is. Niet alle GADTs zijn als ADT te schrijven, bijvoorbeeld GADTs met “rigid”-variabelen. Deze types vallen buiten de Haskell-98 standaard. Op datatypes die buiten de Haskell-98 standaard vallen kunnen geen standaard klassen en generische functies voor worden afgeleid, zoals `Show` en `Eq`.

```
data Term a where
       Lit            :: Int -> Term Int
       Inc            :: Term Int -> Term Int
       Isz            :: Term Int -> Term Bool
       If             :: Term Bool -> Term a -> Term a -> Term a
       Pair           :: Term a -> Term b -> Term (a,b)
       Fst            :: Term (a,b) -> Term a
       Snd            :: Term (a,b) -> Term b
```
Codevoorbeeld 2-5

Het bovenstaande codevoorbeeld, uit [24], toont een veelgebruikt voorbeeld om GADTs te demonstreren. In het voorbeeld is te zien dat dataconstructoren het type van de parameter `a` vastleggen en dat dit niet meer bij de typedeclaratie gebeurt. Zo levert de dataconstructor `Lit` een `Term Int` op en `Pair` een `Term (a, b)`. Bij een GADT bepaalt de dataconstructor het geparameteriseerde type. Als deze declaratie door middel van een ADT was gemaakt, dan had elke dataconstructor van hetzelfde type moeten opleveren (dezelfde `a`) en dat kan niet in dit voorbeeld. Het type `Term a` kan niet als ADT geschreven worden. Voor het type `Term a` kunnen geen standaard klassen zoals `Show` en `Eq` voor worden afgeleid.

ADTs en GADTs zijn geschikt voor het vastleggen vast leggen van structuur: uit welke elementen bestaat het datatype. Echter de datatypes zijn niet heel precies over welke informatie vastgelegd wordt. Zo is het bijvoorbeeld niet mogelijk om een datatype te creëren dat alle even getallen tussen 0 en 100 representeert. In talen als Agda [22] en Epigram [19] zijn dependent-types te definiëren, waarin precies aangegeven kan worden welke elementen binnen het typen vallen. Dus in die talen kan wel een type gecreëerd worden dat alle even getallen tussen 0 en 100 representeert. In de gebruikte talen van dit onderzoek, Clean en Haskell, kan dat niet.
Voor de taal waarin de taaltransformator is geïmplementeerd is niet gekozen voor een taal die dependent-types toelaat. Dependent-types zijn te complex voor het vastleggen van grammatica’s. Dit komt door de expressie die het type kan beperken, de expressie kan niet termineren en daardoor onbeslisbaar zijn. Alle extra complexiteit die erbij komt bij het gebruikt van dependent-types valt buiten de scope van dit onderzoek. In vervolg onderzoek kunnen de gebruikte ADTs en GADTs naar het dependent-types-domein gelift worden.

2.3.1.2 Functietypes

Datatypes representeren een waarde en doen verder niets. Functies herschrijven instanties van types en hebben een brontype en doeltype. Functietypes worden aangegeven door een pijlnotatie (`->`) en moeten gelezen worden als "van … naar …". De functie-instantie bepaalt wat precies met de broninstanties gebeurd. Het schrijven van een functietype verschilt tussen Clean en Haskell. In Clean hoeven geen functiepijlen tussen de argumenten van de functie, alleen tussen de argumenten en het resultaattype, en in Haskell wel (zie Codevoorbeeld 2-6).

```
// In Clean
plus :: Int Int -> Int

// In Haskell
plus :: Int -> Int -> Int
```
Codevoorbeeld 2-6

In de GADT specificatie, uit Codevoorbeeld 2-5, voor het type `Term a` is te zien dat de dataconstructor `Lit` van het type `Int -> Term Int` is. Dus `Lit` is een functie van `Int` naar `Term Int`, gegeven een `Int`-waarde levert deze functie een `Term Int` op.

Een functie-instantie kan uit meerdere regels bestaan en de eerst passende regel wordt uitgevoerd, er wordt een first-fit-strategie gebruikt. Met behulp van pattern-matching kan de invoer worden gecontroleerd op de juiste instanties. Controles kunnen worden gedaan op de inhoud van de brontypes, zoals op elementen in een lijst of op dataconstructoren. Door pattern-matching kan toegang verkregen worden tot de argumenten van de instantie. In Codevoorbeeld 2-7 is te zien dat door te pattern-matchen op de dataconstructor `Assign` toegang tot de argumenten toegang verkregen wordt.

```
:: Stmt v e           = Assign v e
:: StmtC v e          = AssignC v Space AssignSign Space e

trans :: (Stmt v e) -> (StmtC vC eC) | trans v vC & trans e eC
trans (Assign v e)    = AssignC (trans v) Space AssignSign Space (trans e)
```
Codevoorbeeld 2-7

Pattern-matchen kan alleen op types van `kind *`. In de volgende sectie wordt ingegaan op `Kinds`.

2.3.2 Kind: het type van types

In de vorige sectie is gesproken over types en instanties van die types. Wanneer types en instanties in de context van een taalhiërarchie geplaatst worden, waar zijn types dan in uitgedrukt? Het type van een type is een `Kind` (als Engelse term). Eerst wordt uitlegt wat `Kinds` zijn en tot slot wordt uitgelegd wat kinds te maken hebben met dit onderzoek.

`Kinds` weerspiegelen de ariteit van types, hoeveel argumenten en van welk `Kind` er nodig zijn om een instantie te krijgen van het doeltype. Een `Kind` wordt aangegeven als een ster of een functie van `Kinds`, zie de grammatica voor `Kinds` in Codevoorbeeld 2-8.

```
Kind    :==     *
        |       (Kind -> Kind)
```
Codevoorbeeld 2-8

Type	Kind	Type	Kind
`Int`	`*`	`plus :: Int Int -> Int`	`* -> * -> *`
`String`	`*`	`Assign (Var "v") (ExprI 1)`	`*`
`[]`	`* -> *`	`assign :: a b -> Stmt a b` `assign = Assign`	`* -> * -> *`
`(1, "a")`	`*`	`apply f x = f x`	`(* -> *) -> * -> *`

Figuur 2-2 - Het kind van een type

`Kinds` worden uitgelegd aan de hand van het voorbeeld in Figuur 2-2. Ingevulde datatypes zijn altijd van `Kind *`, zowel standaard datatypes als samengestelde datatypes. Functies hebben altijd een

argument, anders was het geen functie, en zijn daarom altijd van de vorm (`Kind -> Kind`). Opmerkelijk is dat wanneer een dataconstructor zonder argumenten wordt gebruikt een functietype ontstaat, van de argumenten van de dataconstructor naar het type. De implementatie van die functie zit verstopt in het datatype. Het `assign`-voorbeeld uit Figuur 2-2 heeft enige gelijkenis met de GADT-notatie, in de typedeclaratie komen eerst de argumenten en dat het type.
De `Kind` van een type zegt wat met een instantie van dat type mogelijk is. Een `Kind *` is data. Op data een kan pattern-match worden gedaan. Elke `kind` anders dan `*`, is een functie en zal de argumenten herschrijven.

Waarom zijn `Kinds` nu van toepassing op dit onderzoek? In dit onderzoek wordt de dataconstructor gebruikt om een uitdrukking in de taal kenbaar te maken. Deze uitdrukkingen worden naar een andere taal getransformeerd en ook daarin wordt de uitdrukking in een combinatie van een dataconstructor en argumenten opgeslagen. In de transformatie wordt het doeltype opgebouwd door middel van stapsgewijze functiecompositie. `Kinds` spelen binnen dit onderzoek een rol bij de creatie en de transformatie van de grammatica's omdat naar grammatica-instanties van `Kind *` gewerkt wordt. Daarnaast spelen `Kinds` een belangrijke rol in het generisch raamwerk van Clean, in de generische wereld is er een klasse voor elk `Kind`.

2.4 Beschrijving metamodel-architectuur

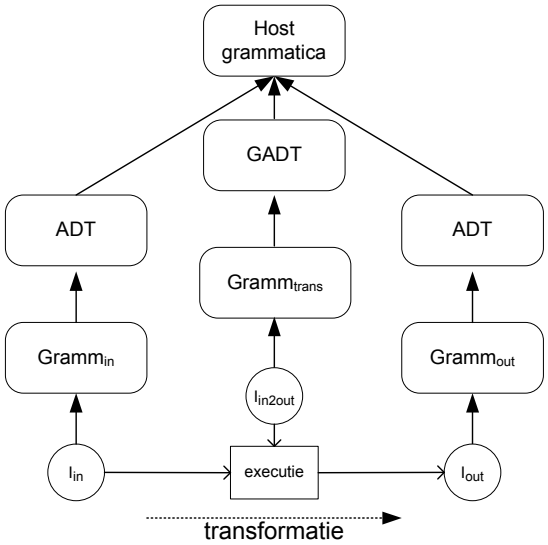
In deze sectie wordt de metamodel-architectuur nader beschreven. Eerder, in Sectie 1.3.1 is de relatie gelegd tussen de programmeerwereld en de modelleerwereld. Hier wordt de architectuur uit de modelleerwereld in de context van de programmeerwereld geplaatst.

In de figuren 1-6, 1-7 en 1-8 zijn de drie modellagen en de instantielagen te zien, in de laatste twee figuren in de programmeercontext. Elke laag in de metamodel-architectuur heeft een wederhelft in de programmeerwereld. Zo staan zinnen in een grammatica gelijk aan modelinstanties in een model. In Figuur 2-3 is de relatie tussen de programmeerwereld en modelleerwereld schematisch weergegeven.

	Modelleerwereld	↔	Programmeerwereld	Kenobject
M3	Meta-metamodel	↔	Types/Grammatica van de programmeertaal	EBNF
M2	Metamodel	↔	Programmeertaal	Clean
M1	Model	↔	Grammatica domein specifieke taal	Transformatietaalgrammatica
M0	Model instantie	↔	Zinnen/statements	Transformeer a door Als a = x dan x' Als a = y dan y'

Figuur 2-3 – Relatie modelleerwereld en programmeerwereld

Naast de beschrijving van modellen heeft een metamodel-architectuur ruimte voor modellen die de transformatie tussen twee modellen beschrijven, het transformatiemodel. Daarbij hoort ook de beschrijving van dat transformatiemodel. Ook dit transformatiemodel en bijbehorend metamodel kunnen worden gezien als grammatica's. Zo kan gezegd worden dat een grammatica gemaakt kan worden die de transformatie tussen twee andere grammatica's beschrijft.
Met het bronmodel, het doelmodel en het transformatiemodel ontstaan drie kolommen in de architectuur. Wanneer de drie modellagen en drie kolommen ingevuld worden met de gegevens van dit onderzoek, dan ziet de metamodel-architectuur eruit als in Figuur 2-4.



Figuur 2-4 – Visualisatie taaltransformatie in metamodel-architectuur

Met behulp van deze architectuur en een executiefunctie kunnen instanties, zinnen die voldoen aan een grammatica, aan de hand van een transformatie-instantie vertaald worden naar een instantie van een andere grammatica.
Bijvoorbeeld een vertaling van het “geformaliseerde Nederlands”[4] naar het “geformaliseerde Engels” [4]. Daarbij zijn eerst grammatica’s voor de Nederlandse en Engelse taal en een transformatiegrammatica nodig. In de transformatiegrammatica wordt op basis van de grammatica’s een instantie geschreven die de vertaling van het Nederlands naar het Engels beschrijft. Met behulp van de executiefunctie kunnen zinnen, die voldoen aan geformaliseerde Nederlandse grammatica, samen met de eerder genoemde transformatie-instantie vertaald worden naar het geformaliseerde Engels. In Figuur 2-5 is deze vertaling in pseudocode weergegeven.

```
transformatie :: (Gramm_Trans Nederlands Engels) Gramm_Nederlands -> Gramm_Engels
transformatie trans ned = (maakTransformatie trans) ned

maakTransformatie :: (GrammTrans a b) -> (a -> b)
maakTransformatie x = …
```

Figuur 2-5 - Transformatie-executie in pseudocode

Op basis van deze architectuur, samen met de ADTs en GADTs voor de grammatica, wordt de taaltransformator gebouwd in functionele programmeertalen.

[4] Het geformaliseerde geeft aan dat het gedeelte van de taal eenvoudig en eenduidig in een grammatica vast te leggen is. Het geformaliseerde Nederlands beschrijft een deel van de Nederlandse taal.

3 Vormen van kennisrepresentatie

Kennis kan op verschillende manieren gerepresenteerd en vastgelegd worden. In dit onderzoek wordt kennis gepresenteerd als een taal vastgelegd in een grammatica. In dit onderzoek worden twee soorten grammatica's om kennis vast te leggen erkend: abstracte en concrete grammatica's.

Metatalen zoals (E)BNF zijn bedoeld om syntaxis vast te leggen. Maar wat is de betekenis van de volgende uitdrukking: "`variabele = 1`"? Is het een toekenning, een vergelijking of wordt het bepaald door de context waarin de uitdrukking staat? In abstracte syntaxis wordt onderscheid gemaakt tussen een toekenning of een vergelijking door dit expliciet te vermelden. De zin kan in abstracte syntaxis als vergelijking gemodelleerd worden, als ADT, in de vorm `Compare (Var "variabele") 1` en als toekenning in de vorm `Assign (Var "variabele") 1`. In deze representatie wordt de betekenis van de zin bepaald door de woorden `Compare` en `Assign`. In concrete syntaxis moet de zin de semantiek weerspiegelen. De betekenis van de concrete uitdrukking "`variabele = 1`" is niet precies duidelijk en mogelijk ambigu. Voor de concrete syntaxis moet ambiguïteit worden vermeden.

Grammatica's in deze scriptie zijn beschreven in ADTs of GADTs. Deze datatypes lijken sterk op (E)BNF en zijn wat met herschrijf werk eenvoudig in die vorm te schrijven. De grammaticadefinities moeten duidelijk zijn voor eenieder die (E)BNF grammatica's kan lezen. De dataconstructoren zijn de terminals en types zijn de non-terminals.

In de rest van dit hoofdstuk wordt uitgelegd wat de abstract en concrete syntaxis is en wat de verschillen zijn. Dit gebeurt aan de hand van een voorbeeldprogramma wat de faculteit berekend, zie Codevoorbeeld 3-1. Vervolgens wordt de `While`-taal beschreven, zowel in abstracte als concrete syntaxis. Deze taal wordt in het vervolg van de scriptie gebruikt in de voorbeelden.

```
Programma[val]
        Proc calcFactorial (x)
        Begin
                y := 1
                Zolang x>1 Doe
                        y  :=  y * x
                        x  :=  x - 1
        End

Begin
        result := Voer uit calcFactorial(val)
End
```

Codevoorbeeld 3-1

3.1 Abstracte syntaxis

Abstracte syntaxis abstraheert van representatie. De abstracte syntaxis kan worden gezien als een abstracte syntaxisboom (Abstract Syntax Tree, AST). De elementen van de syntaxis bepalen de semantiek. Neem bijvoorbeeld het taaltje `IntExpr` uit Codevoorbeeld 3-2 en de expressies `zes`, `zes`` en `acht`, de betekenis van die expressies is de formule die achter de expressie staat. In de abstracte syntaxis zijn geen karakters of woorden te vinden die de betekenis van de expressie doet veranderen. Alle haakjes in de expressies zijn bedoeld voor expliciete parameteraanduiding van de dataconstructoren en niet om de semantiek van de expressie te beïnvloeden. De expressies `zes` en `zes`` zijn qua syntaxis en AST niet aan elkaar gelijk, maar de uitkomst na berekening wel.

```
:: IntExpr            = Plus IntExpr IntExpr
                      | Min IntExpr IntExpr
                      | Mult IntExpr IntExpr
                      | IntVal Int

zes = Plus (IntVal 2) (Mult (IntVal 2) (IntVal 2))  // 2 + (2 * 2)
zes` = Plus (Mult (IntVal 2) (IntVal 2)) (IntVal 2) // (2 * 2) + 2
acht = Mult (IntVal 2) (Plus (IntVal 2) (IntVal 2)) // 2 * (2 + 2)
```
Codevoorbeeld 3-2

De lambda-calculus is een wiskundige taal met weinig decorerende taalelementen. Deze taal laat zich eenvoudig omzetten in een grammatica voor de abstracte syntaxis, deze is te zien in Codevoorbeeld 3-3. Lambda-expressies kunnen in deze taal gemodelleerd worden met veel overeenkomsten met de normale schrijfwijze.

```
::LambdaExpr          = Apply LambdaExpr LambdaExpr
                      | Lambda NVariabele LambdaExpr
                      | If LambdaExpr LambdaExpr LambdaExpr
                      | LVariable NVariabele
                      | Value NValue

:: NVariabele         = Variable String

:: NValue             = Integer Int
                      | Bool Bool
```
Codevoorbeeld 3-3

```
SUCC                  := λ n f x. f (n f x)
SUCC_LambdaExpr       = Lambda (Variable "n") (Lambda (Variable "f")  (Lambda (Variable "x")
                           (Apply (LVariable (Variable "f")) (Apply
                           (Apply (LVariable (Variable "n")) (LVariable (Variable "f")))
                           (LVariable (Variable "x"))))))
```
Codevoorbeeld 3-4

In Codevoorbeeld 3-4 is de `successor`-functie in zowel lambda-calculus als `LambdaExpr` weergegeven. De laatste is moeilijk leesbaar, maar de semantiek is precies gevangen in de AST. Als $SUCC_{LambdaExpr}$ opgepoetst wordt door: het woord `Lambda` te vervangen door `λ`, alle haakjes te verwijderen behalve om de node `Apply`, alle aanhalingstekens te verwijderen en de woorden `Variable`, `LVariable` en `Apply` te verwijderen, dan ontstaat een expressie zoals beschreven staat in Codevoorbeeld 3-5. De abstracte syntaxis is misschien onleesbaar, maar weerspiegelt wel precies de betekenis.

```
SUCC_LambdaExpr = λ n . λ f . λ x . f ((n f) x))
```
Codevoorbeeld 3-5

Een zelfde soort grammatica, als voor de lambda-calculus, kan ook voor een eenvoudige imperatieve programmeertaal worden gemaakt. Als basis hiervoor wordt de `While`-taal uit [21] gebruikt, na uitbreiding met een programmagedeelte en declaratiegedeelte. Hierdoor kunnen procedures en procedure-aanroepen ook in de taal worden opgenomen. De abstracte grammatica voor de `While`-taal ($While_{AST}$) is te zien in Codevoorbeeld 3-6.

```
:: Prog v e           =      Prog (Opt v) (Decl v e) (Stmt v e)

:: Decl v e           =      Decl v v (Stmt v e)
                      |      BinDecl (Decl v e) (Decl v e)

:: Stmt v e           =      Comp (Stmt` v e) (Stmt v e)
                      |      Stmt (Stmt` v e)

:: Stmt` v e          =      Assign v e
                      |      Skip
                      |      If e (Stmt v e) (Stmt v e)
                      |      While e (Stmt v e)

:: Var                =      Var String

:: Expr               =      Expr Expr` Opp Expr
                      |      Expr` Expr`

:: Expr`              =      ExprV Var
                      |      Call Var Expr
                      |      ExprS String
                      |      ExprB Bool
                      |      ExprI Int
                      |      ExprR Real
                      |      BrExpr Expr
:: Opp                =      Opp String
```
Codevoorbeeld 3-6

In Codevoorbeeld 3-7 is een instantie van deze grammatica te zien waarin het programma uit Codevoorbeeld 3-1 wat de faculteit berekend is gemodelleerd.

```
(Prog (Opt (Var "val")) (Decl (Var "calcFactorial") (Var "x") (Comp (Assign (Var "y") (ExprI
1)) (While (Expr (ExprV (Var "x")) (Opp ">") (ExprI 1)) (Comp (Assign (Var "y") (Expr (ExprV
(Var "y")) (Opp "*") (ExprV (Var "x")))) (Assign (Var "x")(Expr (ExprV (Var "x")) (Opp "-")
(ExprI 1)))))) (Call (Var "calcFactorial") (ExprV (Var "val"))))
```
Codevoorbeeld 3-7

3.2 Concrete syntaxis

Concrete syntaxis of semiabstracte syntaxis bevat naast de benodigde elementen ook elementen die de leesbaarheid van de taal vergroten. Voorbeelden van deze elementen zijn woorden, leestekens en witruimte (white-spaces).
De oorspong van het vastleggen van concrete syntaxis komt voort uit de types-als-grammatica-aanpak (types-as-grammar approach) die Van Weelden et al gebruikte in [29]. Door het expliciet vastleggen van deze syntaxis kunnen bovenop die definitie functies zoals pretty-printers of parsers gedefinieerd worden.

Een grammatica voor de concrete syntaxis lijkt sterk op een grammatica voor een abstracte syntaxis alleen met meer taalelementen. Al deze extra taalelementen moeten getypeerd worden. Hierdoor wordt de concrete grammatica een stuk groter. De concrete grammatica voor de `While`-taal ($\texttt{While}_{\texttt{CST}}$) uit Codevoorbeeld 3-6 is te zien in Codevoorbeeld 3-8.

```
:: Als                  = Als                 | :: NewLine              = NewLine
:: Dan                  = Dan                 | :: Indent               = Indent
:: Zolang               = Zolang              | :: Quote                = Quote
:: Doe                  = Doe                 | :: OpenBracket          = OpenBracket
:: Anders               = Anders              | :: CloseBracket         = CloseBracket
:: Programma            = Programma           | :: Dot                  = Dot
:: Begin                = Begin               | :: AssignSign           = AssignSign
:: End                  = End                 | :: Space                = Space
:: VoerUit              = VoerUit             | :: OpenSquareBracket    = OpenSquareBracket
:: Proc                 = Proc                | :: CloseSquareBracket   = CloseSquareBracket

:: ProgC v e            = ProgC Programma OpenSquareBracket (Opt v) CloseSquareBracket NewLine
                                (DeclC v e) NewLine NewLine Begin NewLine (StmtC v e) NewLine
                                End

:: DeclC v e            = DeclC Proc Spaces v Spaces  OpenBracket v CloseBracket NewLine Begin
                                NewLine (StmtC v e) NewLine End
                        | BinDeclC (DeclC v e) NewLine (DeclC v e)
                        | EmptyDeclC

:: StmtC v e            = CompC (StmtC` v e) Dot NewLine (StmtC v e)
                        | StmtC (StmtC` v e)

:: StmtC` v e           = AssignC v Spaces AssignSign Spaces e
                        | IfC Als Spaces e Spaces Dan NewLine (StmtBlock v e) NewLine Anders
                                NewLine (StmtBlock v e) NewLine End Spaces Als NewLine
                        | WhileC Zolang Spaces e Spaces Doe NewLine (StmtBlock v e)
                        | SkipC

:: ExprC                = ExprC ExprC` OppC ExprC
                        | ExprC` ExprC`

:: ExprC`               = ExprSC Quote String Quote
                        | CallC VoerUit Spaces VarC OpenBracket ExprC CloseBracket
                        | ExprVC VarC
                        | ExprBC Bool
                        | ExprIC Int
                        | ExprRC Real
                        | BrExprC OpenBracket ExprC CloseBracket

:: OppC                 = OppC String

:: VarC                 = VarC String

:: Block a              = Block a
:: Plus a               = Single a
                        | More a (Plus a)
:: Spaces               :== Plus Space
:: StmtBlock v e        :== Block (StmtC v e)
```

Codevoorbeeld 3-8

Het eerste deel van de definitie is misschien wat overdreven, alle woorden en tekens die toegevoegd worden ten behoeve van de leesbaarheid moeten van hun eigen type worden voorzien. Hierdoor ontstaan types zoals `Als`, `Dan` en `Dot`.
De types, zoals `(StmtC v e)`, worden complexer door alle extra argumenten die erbij komen ten behoeve van de uiteindelijke tekstuele leesbaarheid. Merk hierbij wel op dat de samenstelling van de argumenten de betekenis representeert en dit niet meer op de dataconstructor neer komt. De twee verschillende interpretaties van het "`variabele = 1`" voorbeeld uit de introductie van dit hoofdstuk, moeten expliciet worden aangegeven. Dit kan worden gedaan zoals in Codevoorbeeld 3-9, in die grammatica wordt het verschil door de dataconstructoren aangegeven maar ook door de argumenten van de dataconstructoren.

```
:: AssignSign           =       AssignSign
:: CompareSign          =       CompareSign

:: Expressie v e        =       Assign v AssignSign e
                        |       Compare v CompareSign e
```

Codevoorbeeld 3-9

In Codevoorbeeld 3-10 is wederom het faculteitprogramma te zien, alleen deze keer in de syntaxis van $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$. De concrete syntaxis is vrijwel onleesbaar, maar de CST heeft wel dezelfde bedoelde semantiek als de AST uit Codevoorbeeld 3-7.

```
(ProgC Programma OpenSquareBracket (Opt (VarC "val")) CloseSquareBracket NewLine (DeclC Proc
(Plus Space) (VarC "calcFactorial") (Plus Space) OpenBracket (VarC "x") CloseBracket NewLine
Begin NewLine (CompC (AssignC (VarC "y") (Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (ExprIC
1))) Dot NewLine (StmtC (WhileC Zolang (Plus Space) (ExprC (ExprVC (VarC "x")) (OppC ">")
(ExprC` (ExprIC 1))) (Plus Spac e) Doe NewLine (Block (CompC (AssignC (VarC "y") (Plus Space)
AssignSign (Plus Space) (ExprC (ExprVC (VarC "y")) (OppC "*") (ExprC` (ExprVC (VarC "x")))))
Dot NewLine (StmtC (AssignC (VarC "x") (Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC (ExprVC
(VarC "x")) (OppC "-") (ExprC` (ExprIC 1)))))))))) NewLine End) NewLine NewLine Begin NewLine
(StmtC (AssignC (VarC "result") (Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (CallC VoerUit
(Plus Space) (VarC "calcFactorial") OpenBracket (ExprC` (ExprVC (VarC "val")))
CloseBracket)))) NewLine End)
```

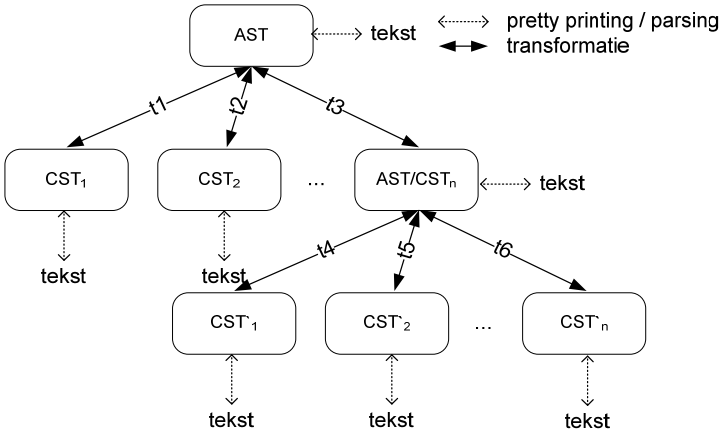
Codevoorbeeld 3-10

4 De taaltransformator voor taaltransformatie

In de vorige hoofdstukken is achtergrondinformatie en beargumentering gegeven over met welke techniek en methodiek het communicatieprobleem aan te pakken is. In deze sectie wordt het artefact, de taaltransformator, wat het concept voor taalcreatie en transformatie mogelijk maakt beschreven.
De taaltransformator maakt het mogelijk om verschillende domeingebieden, die over hetzelfde probleemgebied praten, samen en gelijktijdig tot een softwareoplossing te laten komen. Elk domeingebied gebruikt haar eigen taal/jargon. Deze talen zijn isomorf en kunnen daardoor naar elkaar vertaald worden.

De methodiek achter het concept erkent verschillende niveaus binnen een taal. Namelijk de taal in minimale vorm (abstracte syntaxis) die precies de betekenis representeert en verschillende concrete representatievormen (concrete syntaxis). Een taal heeft één betekenis en kan meerdere representatievormen hebben (views).
De representatie van de betekenis van de taal wordt vastgelegd in een speciale grammatica. Deze grammatica beschrijft de abstracte syntaxis. De abstracte grammatica is minimaal, dat wil zeggen dat zinnen in de taal niets anders bevatten dan betekenisvolle elementen. Aan de taalelementen uit de grammatica kan een semantiek worden gegeven. Zinnen die voldoen aan de abstracte syntaxis vormen een boomstructuur van grammaticaregels. Deze boomstructuur weerspiegelt een uitdrukking in het probleemgebied. Een dergelijke boom wordt de abstracte syntaxisboom genoemd, ofwel Abstract Syntax Tree (AST). Echter de AST weerspiegelt alleen een grammaticaal correcte uitdrukking. De semantische analyse en de semantiek die aan de grammatica gegeven is moet vervolgens bepalen of er semantisch iets corrects staat. De AST laat namelijk zinnen toe als “De bal eet een huis.” die grammaticaal correct is, maar semantisch incorrect is.
Voor elk domeingebied wordt een grammatica beschreven die aansluit bij het jargon. Deze grammatica beschrijft hetzelfde domein als de AST alleen in leesbare vorm voor het domeingebied. Een grammatica voor een domeingebied beschrijft de concrete syntaxis en kan hulpwoorden en natuurlijke zinstructuren bevatten. Zinnen in deze taal vormen wederom een boom van grammaticaregels. Deze boom wordt de concrete syntaxisboom genoemd, ofwel Concrete Syntax Tree (CST).

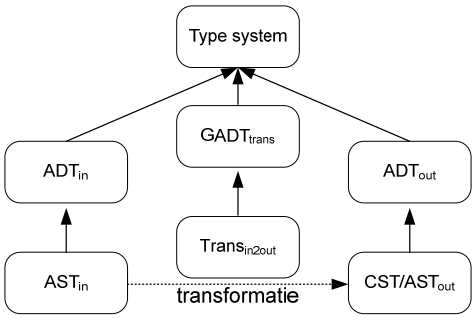
Door zowel de abstracte als de concrete syntaxis vast te leggen ontstaat een hiërarchie van grammatica’s binnen het probleemgebied, zie Figuur 4-1. De CST is ook in een grammatica beschreven en daarom kan de CST zelf ook als AST fungeren als bron voor een nieuwe laag in de hiërarchie.
Door het isomorfisme is het mogelijk om door de hiërarchie te traverseren zonder van betekenis te veranderen, alleen van representatie. Hierdoor kan door enkel een syntaxistransformatie uit te voeren een uitdrukking tussen de verschillende talen overgedragen worden. De uitdrukking behoudt in beide talen dezelfde semantiek. De semantiek van elke uitdrukking in het probleemgebied is gelijk aan bijbehorende de semantiek van de AST.



Figuur 4-1 – Schematische weergave isomorfe taalhiërarchie

Het prototype wordt een speciaal soort compiler, deze compiler kan namelijk twee richtingen op: van bron naar doel en van doel terug naar bron. Met een compositie van deze compilers is het mogelijk om door de taalhiërarchie, zoals in Figuur 4-1, te traverseren. Zo kan bijvoorbeeld van $CST`_2$ naar CST_1 getraverseerd worden door de transformaties t5, t3 en t1 te gebruiken. Dit in tegenstelling tot normale compilers, die structuurinformatie na compilatie niet meer opslaan en daardoor niet meer terug kunnen naar de brontaal.

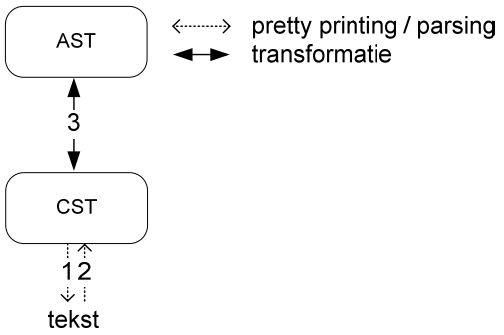
De architectuur van het prototype is gebaseerd op het M3-model en is geïmplementeerd in functionele programmeertalen. Helaas is de gemaakte transformator gespreid over twee programmeertalen: Clean en Haskell. Het declaratieve gedeelte van het prototype is in beide talen vast te leggen. Er ontstaat echter een probleem bij het definiëren van een executeerbare instantie van de transformatietaal. Dit probleem is type gerelateerd en is te verhelpen door een andere schrijfwijze van types te gebruiken: namelijk als GADTs in plaats van ADTs. Voor technische achtergrond over ADTs en GADTs zie Sectie 2.3.1.1. Om GADTs te kunnen gebruiken is een zijstap gemaakt naar Haskell. Een volledige implementatie van het prototype is mogelijk in Haskell, maar is niet geschreven wegens de beginkeuze van Clean. De vertaling van Clean-code naar Haskell-code zou veel extra simpel werk gekost hebben die nu in het onderzoek gestoken is. In Figuur 4-2 is de technische invulling te zien van de gebruikte architectuur.



Figuur 4-2 – Visualisatie taaltransformatie

5 Taaltransformaties

In dit onderzoek komen twee transformatieklassen voor: een transformatie tussen een boomstructuur en tekst en een transformatie tussen twee boomstructuren. Deze twee transformatieklassen zijn te zien in Figuur 4-1 en worden in dit hoofdstuk beschreven. De verschillende transformatieklassen worden één voor één behandeld, zoals de transformaties genummerd zijn in Figuur 5-1.



Figuur 5-1 - Weergave verschillende transformatieklassen

Eerst zal de transformatie van een boomstructuur naar tekst worden beschreven, deze transformatie wordt pretty-printen genoemd (#1). Dit gebeurt op twee manieren: eerst met de hand en daarna door middel van een generische functie. Na de pretty-print-functie wordt in Sectie 5.2 het parseren van tekst naar een boomstructuur behandeld (#2). Daarna wordt Sectie 5.3 de transformatie van abstracte syntaxis naar concrete syntaxis beschreven (#3). Dit gebeurt eerst met een handmatige transformatiefunctie en later wordt naar een transformatietaal toegewerkt door middel van Arrows, deze taal wordt beschreven in Sectie 5.4. In de voorbeelden wordt de abstracte en concrete grammatica van de `While`-taal gebruikt uit Sectie 3.

5.1 Pretty-printen van grammatica-instanties

Voor de transformatie van een instantie van een boomstructuur naar tekst wordt een zogenaamde pretty-print-functie geschreven. Dat is transformatie #1 in Figuur 5-1. De pretty-print-functie zet een instantie van een grammatica om in tekst, het resultaat van de transformatie is een `String`. Er wordt uitgegaan van een syntaxis die beschreven is in ADTs omdat de pretty-print-functie voor elke grammatica in ADTs gedefinieerd kan worden, voor zowel abstracte als concrete syntaxis.

Voordat de pretty-printers worden behandeld wordt eerst een algemeen element voor de uitvoer behandeld namelijk witruimte. Met witruimte worden karakters zoals spaties, tabs en new-lines bedoeld. Deze karakters geven lay-out aan de uitvoer. In natuurlijke taal geven deze karakters bijvoorbeeld alinea's en paragraven aan. Zonder deze karakters wordt de uitvoer een grote massa van woorden, waar de lezer de bepaalde elementen moet zoeken.
Lay-out is belangrijk voor een leesbare en duidelijke uitvoer. De tekstuele representatie van de concrete syntaxis moet leesbaar en duidelijk zijn. Daarom moet ergens in de combinatie van de pretty-printer en de grammatica witruimte opgenomen worden.
Witruimte is in sommige gevallen contextgevoelig: zo horen bepaalde stukken tekst op hetzelfde inspringniveau te beginnen. Deze contextinformatie moet ook ergens in de pretty-printer of grammatica worden opgenomen, om zo de context in acht te kunnen nemen.

In de komende twee secties wordt eerst de klassengebaseerde aanpak gebruikt voor het definiëren van een pretty-printer. Daarna wordt een generische aanpak gebruikt.

5.1.1 Klassengebaseerde aanpak

Een manier om grammatica-instanties te kunnen printen, in programmeertalen algemeen, is het schrijven van een functie die alle instanties van een type kan printen en zichzelf recursief aan kan roepen op zijn argumenten indien dat nodig is. Een dergelijke printfunctie kan niet geschreven worden in statisch getypeerde functionele programmeertalen zoals Haskell en Clean, dit komt omdat de compiler het type voor die functie niet kan afleiden. Een andere mogelijkheid is het definiëren van een printfunctie met een unieke naam voor elk type, maar dat is geen elegante oplossing en zeker niet gebruiksvriendelijk. Het is echter wel mogelijk om een combinatie van de twee eerder genoemde aanpakken te gebruiken door gebruik te maken van klassendeclaratie en overloading. Op deze wijze kan een functie-instantie worden gedefinieerd voor een willekeurig type. Hierdoor ontstaat een familie printfuncties die dezelfde naam hebben.
De klassengebaseerde aanpak is getiteld door de werkwijze die genomen is in de functionele programmeertaal. De printfunctie wordt aan de hand twee voorbeelden beschreven: het eerste voorbeeld beschrijft de declaratie van de functie en het tweede voorbeeld laat zien hoe een klassengebaseerde pretty-print-functie geschreven kan worden.

In Codevoorbeeld 5-1 is een klasse `prettyPrint` gedefinieerd met als klassenvariabele `a`. De klassenvariabele is het type van het te printen object. Om contextinformatie door te geven is een record gedefinieerd. In het voorbeeld heet dit record `PrintContext`. In het record wordt voor de klassengebaseerde aanpak alleen het inspringniveau van de uitvoer bijgehouden.

```
class prettyPrint a ::  PrintContext a -> String
:: PrintContext = { indent :: String }
```
Codevoorbeeld 5-1

In Codevoorbeeld 5-2 is een printinstantie gegeven voor het type `StmtC v e`, in dit voorbeeld is gebruik gemaakt van de `prettyPrint`-klasse. Omdat het type `StmtC v e` geparameteriseerd is moet in de declaratie aangegeven worden dat de printfunctie ook voor de argumenten gedefinieerd is, in het voorbeeld van het type `StmtC v e` is dat `prettyPrint v` en `prettyPrint e`. Opvallend is dat het vooral simpele `String`-concatenaties en recursieve aanroepen zijn. Een recursieve aanroep van de printfunctie op een argument levert ook een `String` op en kan daardoor aan elkaar geconcateneerd worden.

```
instance prettyPrint (StmtC v e) | prettyPrint v & prettyPrint e
where
	prettyPrint ctx (AssignC a b c d e)  = ctx.indent
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx a)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx b)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx c)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx d)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx e)
	prettyPrint ctx (CompC a b c d)      = (prettyPrint ctx a)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx b)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx c)
	                                       +++ (prettyPrint ctx d)
	prettyPrint ctx (WhileC a b c d e f g) = ctx.indent
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx a)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx b)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx c)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx d)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx e)
	                                       +++ (prettyPrint emptyCtx f)
	                                       +++ (prettyPrint (indent ctx) g)
instance prettyPrint Als
where
	prettyPrint _ _                      = "als"
```
Codevoorbeeld 5-2

Kortom het definiëren `prettyPrint`-instanties is veel repeterend werk en foutgevoelig door de eenvoud van de functies. Een ander zwaarwegend nadeel van deze aanpak is de grote hoeveelheid simpele code die geproduceerd moet worden. De eenvoud en herhalingsgraad van de functie-instanties lijken beter te passen bij een generische aanpak.

5.1.2 Generische aanpak

Clean biedt de mogelijkheid tot generische functies. Deze functies worden inductief gedefinieerd op de structuur van types. De generische Clean-bibliotheek heeft een generische printfunctie die datatypes kan printen als Clean-syntaxis. Het is de vraag of, op dezelfde manier als voor de bestaande printfunctie uit generische Clean-bibliotheek, een andere printfunctie gemaakt worden die de syntaxis in ADTs als seminatuurlijke taal kan printen.

Een generische representatie in Clean bestaat uit `UNITs`, `PAIRs`, `EITHERs`, `FIELDs`, `CONS'`, en `OBJECTs` [2]. Deze datatypes leggen de structuur van types vast. Een generische functie wordt gedefinieerd op de generische representatie en primitieve datatypes. Hierdoor is een generische functie toe te passen op alle types. Indien nodig kunnen uitzonderingen voor types worden gemaakt door deze uitzonderingen expliciet te definiëren. In het definiëren van een uitzondering heeft de generische werkwijze een nadeel en dat is dat de originele typestructuur verlaten wordt. Het verlaten van die structuur heeft tot gevolg dat men de oorspronkelijke types niet meer kan benaderen. Het probleem dat hierdoor ontstaat, komt later aan de orde.
Eerst wordt een voorbeeld van een generische representatie gegeven in Codevoorbeeld 5-3 om duidelijk te maken hoe die eruit ziet. In dit voorbeeld is een lijst als ADT weergegeven in het type `List a`. Deze lijst is daaronder als generische representatie weergegeven in het type `ListG a`. In hetzelfde voorbeeld is ook de ADT en generische weergave van het type `StmtC v e` te zien. De laatste generische representatie ziet er complex uit. Het is een voordeel dat de generische representaties niet met de hand gedefinieerd hoeft te worden, ze kunnen door de compiler worden afgeleid.

```
:: List a        = Nil | Cons a (List a)
:: ListG a       :== (OBJECT (EITHER (CONS UNIT) (CONS (PAIR a (List a)))))

:: StmtC v e     = AssignC v Spaces AssignSign Spaces e
                 | SkipC
                 | CompC (StmtC v e) Dot NewLine (StmtC v e)
                 | IfC Als Spaces e Spaces Dan NewLine (StmtBlock v
:: StmtCG a b    :== (OBJECT (EITHER (EITHER (CONS (PAIR (PAIR a (Plus Space)) (PAIR
AssignSign (PAIR (Plus Space) b)))) (EITHER (CONS UNIT) (CONS (PAIR (PAIR (StmtC a b) Dot)
(PAIR NewLine (StmtC a b)))))) (EITHER (CONS (PAIR (PAIR (PAIR Als (Plus Space)) (PAIR b (PAIR
(Plus Space) Dan))) (PAIR (PAIR NewLine (PAIR (Block (StmtC a b)) NewLine)) (PAIR Anders (PAIR
NewLine (Block (StmtC a b)))))))) (EITHER (CONS (PAIR (PAIR Zolang (PAIR (Plus Space) b)) (PAIR
(PAIR (Plus Space) Doe) (PAIR NewLine (Block (StmtC a b)))))) (CONS (PAIR (PAIR VoerUit (PAIR
(Plus Space) a)) (PAIR OpenBracket (PAIR b CloseBracket))))))))
```

Codevoorbeeld 5-3

Nu de generische representatie behandeld is kan begonnen worden aan de definitie van de generische pretty-print-functie. De declaratie van de generische pretty-print-functie lijkt sterk op de klassendeclaratie van de `prettyPrint`-functie uit Codevoorbeeld 5-1, alleen wordt deze keer het keyword `generic` in plaats van `class` gebruikt. De generische printfunctie moet gedefinieerd worden voor de primitieve datatypes zoals `Int` en `String` en voor de generische datatypes. De generische pretty-print-instanties voor de primitieve datatypes leveren de waardes van de primitieve datatypes op in de vorm van een `String`-representatie. Voor de functie-instanties voor de generische datatypes moet de betekenis van het datatype in de context van de printfunctie worden geplaatst. Zo betekent een `PAIR` dat de twee argumenten achter elkaar horen te staan en een `EITHER` dat het of het linker of het rechter argument is. De betekenissen van de generische datatypes in de pretty-print-context staan beschreven in Figuur 5-2.

ADT in generische wereld	Betekenis in pretty-printer
`UNIT`	Het einde van een tak van de generische representatie.
`PAIR a b`	Twee takken aan elkaar plakken.
`EITHER a b`	Of de linker of de rechter tak, afhankelijk van de dataconstructor.
`OBJECT a`	Objectmarkering, verder geen betekenis.
`CONS a`	Constructormarkering, op deze node kan extra informatie van de dataconstructor opgevraagd worden.

Figuur 5-2 - Betekenis generische ADTs in pretty-print-context

De pretty-printer print instanties van grammatica's. Een grammatica bevat normaalgesproken alleen leesbare elementen. Maar in dit onderzoek zijn spaties, tabs en nieuwe regels ook in de grammatica opgenomen. Deze tekens worden witruimte genoemd. Voor de verschillende grammatica's, zonder en

met opgenomen witruimte, zijn in dit onderzoek twee generische varianten van de printfunctie geschreven: één waarbij de witruimte niet is mee gemodelleerd in de grammatica maar wordt toegevoegd in de printfunctie en een tweede waarbij witruimte is mee gemodelleerd in de grammatica. In de eerste variant ontstonden problemen bij het achter elkaar zetten van de tekens, namelijk niet tussen alle tekens moet een spatie worden gezet. Voor een leesteken hoeft bijvoorbeeld geen spatie te gezet te worden. Om dit probleem op te lossen is de tweede variant gemaakt waarbij de witruimte mee gemodelleerd is in de grammatica. Hierdoor wordt de printfunctie een stuk eenvoudiger. De twee generische printfuncties verschillen maar op twee punten: de mee te geven context en de functie-instantie voor het datatype `CONS`. De oorzaak voor het opnemen van witruimte in de grammatica wordt hieronder beschreven.

Omdat de oorspronkelijke typestructuur verlaten wordt bij het uitvoeren van een generische functie, kan niet meer in de oorspronkelijke types gekeken worden. Bijvoorbeeld een generische functie-instantie toegepast op `(Cons 1 Nil)` komt uit bij instanties voor de types `CONS`, `EITHER`, `Int` en `UNIT`, omdat dat de generische instantie daaruit is opgebouwd (zie Codevoorbeeld 5-4). In de generische functie-instanties weet men niet op welke plaats of volgorde de argumenten in de syntaxisboom stonden. Tevens wordt de functie-instantie voor het generische datatype `CONS` zelfs twee keer aangeroepen: de eerste keer met een `RIGHT b` als parameter en de tweede keer met een `UNIT` als parameter en men weet op het moment van definiëren niet over welke `CONS` het gaat. Daarnaast is ook niet duidelijk met welk oorspronkelijk type gewerkt wordt.

```
intList        = (Cons 1 Nil)
intListG       = OBJECT (CONS (RIGHT (PAIR 1 (LEFT (CONS UNIT)))))
```
Codevoorbeeld 5-4

Om de originele structuur deels weer terug te krijgen, om de nesting van datatypes weer in handen te krijgen, is de contextvariabele uitgebreid met een lijst met constructornamen. Die lijst bevat de constructornamen van het pad naar de huidige node. Hiervoor moet de generische functie worden aangepast zodat de constructornamen worden toegevoegd aan de context. Op deze wijze kunnen de bovenliggende dataconstructoren uitgelezen worden en kan daar actie op ondernomen worden. Men kan bijvoorbeeld alle elementen uit een lijst scheiden door komma´s, door te controleren of de huidige en de vorige dataconstructor beide `Cons`[5] zijn. Als dat het geval is kan er een komma worden geprint. Maar voordat specifieke gevallen behandeld worden, wordt eerst de generische printfunctie beschreven.

In Codevoorbeeld 5-5 is de declaratie van de generische printfunctie te zien samen met instanties voor een tweetal primitieve datatypes en de generische datatypes. De `gPrettyPrint`-instantie voor het type `Real` is de `toString` van de `Real`-waarde en de instantie voor het type `String` is zijn eigen waarde. De printbetekenis van de generische datatypes is omgezet in Clean-code: bij een `PAIR` worden de argumenten achter elkaar gezet en bij een `EITHER` wordt een pattern-match gedaan op de dataconstructor waarna de printfunctie voor het specifieke geval uitgevoerd wordt op het argument. De instantie voor het type `CONS` is het interessantste: hier wordt op basis van de dataconstructor actie ondernomen: de geneste instantie wordt in de context van de huidige dataconstructor geprint.
Dataconstructoren kunnen zowel een terminal als non-terminal representeren: terminals moeten worden geprint en non-terminals niet. Om niet voor alle terminals een instantie van de `gPrettyPrint`-functie te hoeven definiëren, is ervoor gekozen om voor alle dataconstructoren met een ariteit van 0 de constructornaam te printen. Zo wordt het grootste gedeelte van de woorden automatisch geprint, zoals de terminals `Als`, `Dan` en `Anders`. Voor uitzonderingen zoals leestekens en terminals die uit meerdere woorden bestaan moeten wel expliciet functie-instanties gedefinieerd worden. Voorbeelden van deze uitzonderingen staan in Codevoorbeeld 5-6.

[5] Let hierbij op dat `CONS` tot de generische datatypes behoort en `Cons` uit Codevoorbeeld 5-4 komt.

```
:: GCtx = { ctors :: [String], indent :: String }
generic gPrettyPrint a :: GCtx a -> String

gPrettyPrint{|Real|} _ x                                = toString x
gPrettyPrint{|String|} _ x                              = x

gPrettyPrint{|UNIT|} ctx x                              = ""
gPrettyPrint{|PAIR|} fx fy ctx (PAIR x y)               = (fx ctx x) +++ (fy ctx y)
gPrettyPrint{|EITHER|} fl fr ctx (LEFT x)               = fl ctx x
gPrettyPrint{|EITHER|} fl fr ctx (RIGHT x)              = fr ctx x
gPrettyPrint{|OBJECT|} f ctx (OBJECT x)                 = f ctx  x
gPrettyPrint{|FIELD of d|} f ctx (FIELD x)              = f ctx x

gPrettyPrint{|CONS of d|} f ctx (CONS x)                = indent +++ prefix +++ value
where
       value          = if (d.gcd_arity > 0) (f ctx` x) curCtor
       curCtor        = d.gcd_name
       ctx`           = {ctx & ctors = [curCtor : ctx.ctors] }
       prefix         = append ctx`.ctors
       indent         = if (doIdent curCtor indentedCtors) ctx.indent ""
```
Codevoorbeeld 5-5

```
gPrettyPrint{|Call|} _ _                = "Roep aan"
gPrettyPrint{|NewLine|} _ _             = "\r\n"
gPrettyPrint{|OpenBracket|} _ _         = "("
gPrettyPrint{|Space|} _ _               = " "
gPrettyPrint{|Comma|} _ _               = ", "
```
Codevoorbeeld 5-6

Om actie te kunnen ondernemen op basis van de nesting van dataconstructoren zijn de constructornamen van het pad naar de huidige node meegegeven aan de context en is een `append`-functie gedefinieerd waarin naar deze lijst kan worden gekeken. In die functie wordt op basis van het pad naar de huidige node gekeken of een extra stukje tekst tussen de woorden moet worden gezet. Deze tekst is het resultaat van de `append`-functie. In Codevoorbeeld 5-7 is een instantie van de `append`-functie te zien waarin een komma tussen de elementen van een lijst wordt gezet. In die functie-instantie wordt gekeken of de laatste twee dataconstructoren (de eerst twee op de stack) beide "`Cons`" zijn en als dat het geval is dan wordt er een `", "` opgeleverd, in alle andere gevallen wordt een lege `String` opgeleverd.

```
append ["Cons", "Cons": xs]             = ", "
append _                                = ""
```
Codevoorbeeld 5-7

Een nadeel van de `append`-functie is dat de argumentindex van het geneste type niet bekend is. Neem bijvoorbeeld de datatypes `Foo` en `Bar` uit Codevoorbeeld 5-8. Als een spatie moet worden geprint tussen de twee `Bar` datatypes, dan kan daar een match in de `append`-functie voor worden gemaakt. Deze match is dan op een type `Bar` in een `Foo`. Alleen kan niet aangegeven worden welke `Bar` in de `Foo` bedoeld wordt, beide `Bar`-types worden geraakt.

```
:: Foo = Foo Bar Bar
:: Bar = Bar String

append ["Bar", "Foo": xs]     = " "
foo                           = Foo (Bar "bar1") (Bar "bar2")
result                        = gPrettyPrint{|*|} ctx foo // " bar1 bar2"
```
Codevoorbeeld 5-8

Bovenstaande code resulteert in een ingewikkelde `append`-functie om de verschillende taalelementen netjes weer te geven met de gewenste lay-out. Om geen ingewikkelde `append`-functie te hoeven schrijven, is ervoor gekozen om witruimte mee te modelleren in het datatype. Een spatie staat dan gelijk aan een woord qua syntaxiselement. De datatypes worden hierdoor meer opgeblazen en hebben argumenten voor elk teken in de concrete syntaxis. In Codevoorbeeld 5-9 zijn de datatypes `Foo` en `List a` geconcretiseerd met extra leestekens en witruimte.

```
:: FooConcrete              = Foo Bar Space Bar
:: ListConcrete a           = Nil | Cons a Comma Space (ListConcrete a)
```
Codevoorbeeld 5-9

Door het concretiseren van de grammatica moeten extra instanties van de `gPrettyPrint`-functie gedefinieerd worden namelijk voor de toegevoegde woorden (in dit geval voor `Space` en `Comma`). Hierna gaat het printen van het datatype `FooConcrete` wel zoals gewenst, alleen zal nu een extra komma aan het einde van een niet lege lijst worden geprint bij een `ListConcrete a`. Dit komt omdat een niet lege lijst altijd van de vorm van `Cons _ Comma Space Nil` is. Het printen van de extra komma aan het einde kan opgelost worden door het herschrijven van de grammatica.
Het herschrijven van de grammatica krijgt de voorkeur ten opzichte van het schrijven van een `append`-functie omdat daar minder geprogrammeerd moet worden en meer gemodelleerd moet worden. De `gPrettyPrint`-functie wordt hierdoor een stuk eenvoudiger omdat het `append`-gedeelte niet meer nodig is, zie Codevoorbeeld 5-10.

```
:: ListConcrete a            = Nil | More (ListConcrete` a)
:: ListConcrete` a           = Cons a Comma (ListConcrete` a) | Last a

gPrettyPrint{|CONS of d|} f ctx (CONS x) = indent +++ value
where
       value  = if (d.gcd_arity > 0) (f ctx x) d.gcd_name
       indent = if (doIdent d.gcd_name indentedCtors) ctx.indent ""
```
Codevoorbeeld 5-10

```
derive gPrettyPrint Als, Dan, Zolang, Doe, Anders, Programma, Begin, End, Proc
derive gPrettyPrint ProgC, DeclC, OppC, VarC, ExprC, ExprC`, StmtC, StmtC`

gPrettyPrint{|VoerUit|} _ _                 = "Voer uit"
gPrettyPrint{|NewLine|} _ _                 = "\r\n"
gPrettyPrint{|Indent|} _ _                  = "\t"
gPrettyPrint{|Quote|} _ _                   = "\""
gPrettyPrint{|OpenBracket|} _ _             = "("
gPrettyPrint{|CloseBracket|} _ _            = ")"
gPrettyPrint{|Dot|} _ _                     = "."
gPrettyPrint{|AssignSign|} _ _              = ":="
gPrettyPrint{|Space|} _ _                   = " "
gPrettyPrint{|OpenSquareBracket|} _ _       = "["
gPrettyPrint{|CloseSquareBracket|} _ _      = "]"

gPrettyPrint {|Block|} f ctx (Block x)      = (f {ctx & cindent = ctx.cindent +++ "\t"} x)
```
Codevoorbeeld 5-11

Door het mee modelleren van de witruimte kan voor de meeste taalelementen uit $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$, uit Codevoorbeeld 3-8, de instantie `gPrettyPrint` worden afgeleid. Alleen voor leestekens, dataconstructoren die meerdere woorden representeren en het `Block`-element moeten handmatig functies worden gedefinieerd. Door gebruik te maken van de generische `gPrettyPrint`-functie, uit Codevoorbeeld 5-13, blijft de `gPrettyPrint`-functie voor $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$ erg compact. De gehele printfunctie voor $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$ is te zien in Codevoorbeeld 5-11.
Uit het definiëren van een generische pretty-printer volgt dat pretty-printers eenvoudig te definiëren zijn voor de verschillende grammatica's. Het grootste deel van de instanties van de pretty-printer kan namelijk worden afgeleid. Hiermee is transformatie #1 uit Figuur 5-1 afgerond.

5.2 Parseren naar grammatica-instanties

Naast de pretty-print-functie uit de vorige sectie is het ook handig om vanuit tekst tot een syntaxisboom te komen. Deze stap is het parseren van tekst. De parseer-functie is #2 in Figuur 5-1. In deze sectie wordt de handmatige en klassengebaseerde aanpak overgeslagen en wordt direct de generische aanpak genomen. De generische representatie is hetzelfde als in Sectie 5.1.2 en de betekenis van de generische datatypes is ook hetzelfde als in Figuur 5-2 alleen deze keer in de context van het parseren in plaats van het printen.

Om de generische parser te maken is gebruik gemaakt van een bestaande set parsercombinatoren [15]. Deze combinatoren zijn gebruikt om de parsers voor de primitieve en generische datatypes te definiëren. Voor de definitie van de parser en de `gParse`-functie zie Codevoorbeeld 5-12. In de parserdefinitie is de `s` het type van de invoer en de `r` het type van de uitvoer. In de `gParse`-definitie is `a` het type van het te printen object.

```
:: Parser s r :== [s] -> [(r,[s])]
generic gParse a :: GCtx -> Parser Char a
```
Codevoorbeeld 5-12

Net zoals voor de pretty-printer moeten instanties worden geschreven voor de primitieve en de generische datatypes. Deze instanties zijn te zien in Codevoorbeeld 5-13. Voor een volledig overzicht van parsercombinatoren zie Appendix A.

```
gParse{|UNIT|} _              = yield UNIT
gParse{|EITHER|} pl pr ctx    = ((pl ctx) <@ LEFT) \!/ ((pr ctx) <@ RIGHT)
gParse{|PAIR|} px py ctx      = (px ctx) /\ (\lr -> (py ctx) <@ (PAIR lr))
gParse{|CONS of d|} pc ctx    = if (doIdent curCtor indentedCtors)
                                    ((pWord (fromString ctx.cindent)) />\ (pc ctx) <@ CONS)
                                    ((pc ctx) <@ CONS)
where
       curCtor = d.gcd_name
       doIdent x [] = False
       doIdent x [y:ys]
              | x == y        = True
                              = doIdent x ys

gParse{|OBJECT|} po ctx       = (po ctx) <@ OBJECT

gParse{|Int|} _               = pInt
gParse{|Bool|} _              = (pWord ['true'] <@ toString <@ toBool)
                                  \!/ (pWord ['false'] <@ toString <@ toBool)
gParse{|String|} _            = (!+!) pAlpha <@ toString
gParse{|Real|} _              = pReal
gParse{|Char|} _              = pAlpha

pInt :: ([Char] -> [(Int,[Char])])
pInt = ((symbol '-' /:\ pNat) \!/ pNat) <@ charList2Int
```
Codevoorbeeld 5-13

De parsers voor de generische representatie markeren de geparseerde input met de generische datatypes en het generische raamwerk vertaalt ze naar de gewenste types. De generische parsers voor de primitieve datatypes zijn functies die eenmalig met de hand geschreven zijn. Bijvoorbeeld de parser `pInt` die eerst een `"-"` mag parseren en vervolgens één of meer cijfers moet parseren. Het generische raamwerk zorgt ervoor dat de juiste parsers voor de datatypes gecombineerd worden, dit gebeurt op basis van de types.
De generische parsers houden hetzelfde probleem als de parsercombinatoren: ze kunnen niet overweg met linksrecursie. Daarom is in deze scriptie ervoor gekozen om de linksrecursie uit de grammatica te halen. Zodoende kunnen zinnen die voldoen aan die grammatica wel met parsercombinatoren geparseerd worden. In Codevoorbeeld 5-14 zijn de ADTs `Stmt`` en `Expr`` te zien, deze zijn aan de grammatica toegevoegd om linksrecursie uit de grammatica te verwijderen. De types met een accent geven de linkerkant van de expressie aan.

```
:: Stmt v e           =       Comp (Stmt` v e) (Stmt v e)
                      |       Stmt (Stmt` v e)

:: Stmt` v e          =       AssignC v Spaces AssignSign Spaces e
                      |       IfC Als Spaces e Spaces Dan NewLine (StmtBlock v e) NewLine
                                     Anders NewLine (StmtBlock v e)
                      |       WhileC Zolang Spaces e Spaces Doe NewLine (StmtBlock v e)
                      |       SkipC

:: Expr               =       Expr Expr` Opp Expr
                      |       Expr` Expr`

:: Expr`              =       ExprSC Quote String Quote
                      |       CallC VoerUit Spaces VarC OpenBracket ExprC CloseBracket
                      |       ExprVC VarC
                      |       ExprBC Bool
                      |       ExprIC Int
                      |       ExprRC Real
                      |       BrExprC OpenBracket ExprC CloseBracket
```
Codevoorbeeld 5-14

Voor elk datatype dat een woord in de concrete syntaxis vormt (een terminal) moet een parser-instantie geschreven worden. Die parser moet het woord herkennen en het daarbij behorende

datatype opleveren. Deze parsers kunnen eenvoudig gedefinieerd worden met de hulpparser `pToken`, zie Codevoorbeeld 5-15. De parser `pToken` herkent het woord dat het eerste argument van de hulpparser is en levert het tweede argument op.

```
pToken :: String a -> (Parser Char a)
pToken x y = pWord (fromString x) />\ yield y

gParse{|Als|} _        = pToken "Als" Als
gParse{|NewLine|} _    = pToken "\r\n" NewLine
```
Codevoorbeeld 5-15

Met de linksrecursie uit de grammatica verwijderd en met de parsers voor de verschillende gereserveerde woorden kan voor de grammatica's (ADTs) de `gParse`-functie worden afgeleid, zie Codevoorbeeld 5-16. Er moet nog één functie gedefinieerd worden om de `gParse`-functie precies de uitvoer van de `gPrettyPrint`-functie te laten parseren. De te definiëren functie bevat de inverse handeling die verricht is voor de pretty-printer voor het datatype `Block a` zie Codevoorbeeld 5-17.

```
derive gParse ProgC, DeclC, OppC, VarC, ExprC, ExprC`, StmtC, StmtC`
```
Codevoorbeeld 5-16

```
gParse{|Block|} f ctx = (f {ctx & cindent = ctx.cindent +++ "\t"}) <@ Block
```
Codevoorbeeld 5-17

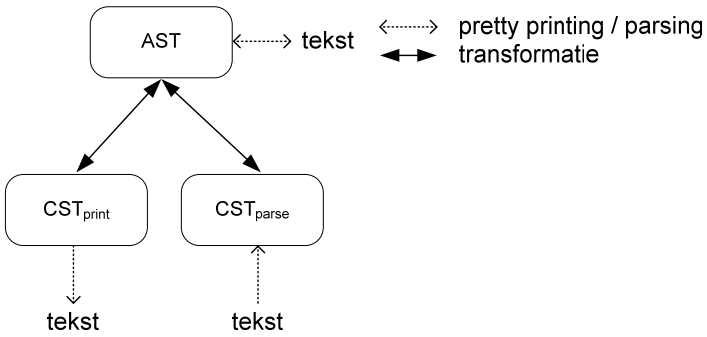
In de grammatica is witruimte expliciet gemodelleerd en deze moet ook precies zo worden geparseerd. Er is geen ruimte voor extra of ontbrekende witruimte. Normaal gesproken zou de parser zo gedefinieerd zijn zodat deze extra witruimte negeert en alleen parseert wat nodig is. Dit doet de afgeleide `gParse`-functie niet. Hiervoor moet een handmatige handeling worden gedaan om de generische parser extra witruimte te laten negeren.
Om witruimte te negeren is een parser gedefinieerd genaamd `pSkipSpace`. Deze parser kan voor of achter een andere parser worden gezet om de witruimte te negeren. Op dit punt begint het generische raamwerk wat te knellen: er kan geen gebruik worden gemaakt van de afgeleide generische functies. Dit komt omdat de functie handmatig overschreven wordt om de parser `pSkipSpace` toe te voegen. De afgeleide functie is dan verdwenen en de oorspronkelijke functionaliteit is niet meer aan te roepen. In het generische raamwerk zijn geen verwijzingen naar de overschreven functionaliteit, zoals in imperatieve programmeertalen een verwijzing is naar `parent` of `base`. De ingreep die nodig is om extra witruimte te negeren zorgt ervoor dat de hele functie-instantie met de hand gedefinieerd moet worden, dus ook het deel wat anders afgeleid wordt, zie Codevoorbeeld 5-18.

```
pSkipSpace :: (Parser Char a) -> Parser Char a
pSkipSpace p = ((!*!) (pWord [' '] \!/ pWord ['\t']) ) />\ p

gParseStmtC :: (GCtx -> Parser Char x) (GCtx -> Parser Char y) GCtx->(Parser Char (StmtC x y))
gParseStmtC a b ctx = pSkipSpace (
                      ( (gParse{|*->*->*|} a b ctx) /\ \w ->
                        (gParse{|*|} ctx) /\ \x ->
                        (gParse{|*|} ctx) /\ \y ->
                        (gParse{|*->*->*|} a b ctx) /\ \z ->
                         yield (CompC w x y z))
                      \!/
                      ( gParse{|*->*->*|} a b ctx  ) <@ StmtC)
```
Codevoorbeeld 5-18

Een aandachtspunt bij het negeren van witruimte is dat de generische parser wel de datatypes moet parseren die gemodelleerd zijn, dus ook meegemodelleerde witruimte. Dus wanneer de generische parsers overschreven worden met handgemaakte instanties, die extra witruimte negeren of witruimte introduceren in het datatype, moet wel rekening gehouden worden dat ze de benodigde witruimte wel parseren. Dit betekent meer handwerk en meer code om alle uitzonderingen te definiëren.
Het probleem van extra of ontbrekende witruimte is ook op te lossen binnen de methode van dit onderzoek. Er moet dan een grammatica gemaakt worden die speciaal gemaakt is om tekst te parseren waarin witruimte niet is opgenomen, zie Codevoorbeeld 5-19. De parser kan dan alle witruimte negeren. Hiermee wordt de taalhiërarchie vergroot en is een extra transformatie nodig tussen de AST en de grammatica voor het parseren, zie Figuur 5-3.

```
:: StmtC`print v e      = AssignC v Space AssignSign Space e
                        | IfC Als Space e Spaces Dan NewLine (StmtBlock v e) NewLine
                              Anders NewLine (StmtBlock v e)
                        | WhileC Zolang Space e Spaces Doe NewLine (StmtBlock v e)
                        | SkipC

:: StmtC`parse v e      = AssignC v AssignSign e
                        | IfC Als e Spaces Dan (StmtBlock v e) Anders (StmtBlock v e)
                        | WhileC Zolang e Doe (StmtBlock v e)
                        | SkipC
```

Codevoorbeeld 5-19



Figuur 5-3 - AST met aparte grammatica's voor te printen of te parseren

```
eq :: (ProgC VarC ExprC) -> Bool
eq input = gEq{|*|} input parsed
where
       [(parsed,_):_] = gParse{|*|} printed
       printed        = fromString (gPrettyPrint{|*|} ctx input)
```

Codevoorbeeld 5-20

De generische parseerfunctie uit dit onderzoek is de inverse van de generische printfunctie. Daarnaast kan de parseerfunctie overweg met extra witruimte rondom statements en expressies. Om te controleren of de parseerfunctie echt de inverse is moet de parser worden toegepast op de uitvoer van de printer. De uitvoer van de parser moet dan gelijk zijn aan de invoer die aan de pretty-printer gegeven is. Deze regel is weergegeven in Codevoorbeeld 5-20, de invoer in dat voorbeeld is een AST van het type `ProgC VarC ExprC`.
Door het maken van een generische parser kan een groot deel van de parser voor een grammatica worden afgeleid. Voor de terminals moeten echter nog handmatig instanties worden gedefinieerd. Hiermee is transformatie #2 uit Figuur 5-1 afgerond en is de transformatie in beide richtingen tussen tekst en syntaxisboom beschreven.

5.3 Syntaxistransformaties

In de vorige secties zijn twee transformaties getoond waarmee tussen ADTs en tekst kan worden gewisseld. Dat waren transformatie #1 en #2 in Figuur 5-1. Voor beide transformaties is de abstracte grammatica uitgebreid met extra argumenten. Zo ontstaat een concrete grammatica ofwel een semiabstracte grammatica en dus een scheiding tussen de abstracte en de concrete syntaxis. Dit resulteert in dat de presentatie van de taal los blijft van de essentie. Hierdoor zijn meerdere representaties mogelijk. Tussen de verschillende representaties kunnen transformaties worden gedefinieerd om kennis in een andere representatie te presenteren.
In deze sectie worden een tweetal methodes getoond om een transformatie te definiëren tussen twee syntaxisbomen. Deze transformatie is in Figuur 5-1 transformatie #3 tussen de AST en CST. In dat figuur staat een dubbele pijl tussen AST en CST maar de transformatie wordt één richting op beschreven. Beide richtingen zijn te specificeren. Daarnaast maakt het voor de transformatie niet uit of de transformatie gedefinieerd is tussen ASTs of CSTs. In Sectie 5.3.1 is een handmatige versie beschreven en in Sectie 5.3.2 wordt een Arrow-notatie gebruikt.

5.3.1 Handmatige grammaticatransformatie

Eerst wordt een handmatige transformatie tussen twee grammatica's beschreven. Er wordt, net zoals bij de `prettyPrint`-functie, een klassendeclaratie gemaakt zodat voor elk type een instantie met dezelfde naam kan worden gedefinieerd. Deze keer is zowel het brontype als het doeltype geparameteriseerd, zie Codevoorbeeld 5-21. In dat voorbeeld is `a` het type van de invoer en `b` het type van de uitvoer. Voor geparameteriseerde type-instanties moet wederom worden verplicht dat de functie ook gedefinieerd is voor de parameters.

```
class trans a b :: a -> b

instance trans (Statement v e) (StatementC vC eC) | trans v vC & trans e eC
instance trans Var VarC
instance trans Expr ExprC
```

Codevoorbeeld 5-21

Voor een transformatie tussen twee grammatica's moet voor elk datatype in de brongrammatica een instantie van de klasse `trans` worden gedefinieerd. In de `While`-taal worden geparameteriseerde datatypes gebruikt en daarom moet bij de geparameteriseerde datatypes vereist worden dat de `trans`-functie ook voor de parameters is gedefinieerd of de parameters moeten expliciet gedefinieerd zijn in de transformatiefunctie.
In de handmatige versie van de transformatie wordt op basis van het patroon van het datatype getransformeerd. Op deze wijze krijgt men de juiste argumenten in handen en kan op basis daarvan een instantie van het gewenste doeltype gecreëerd worden, zie Codevoorbeeld 5-22.

```
//trans :: (Statement v e) -> (StatementC vC eC)
instance trans (Statement v e) (StatementC vC eC) | trans v vC & trans e eC
where
	trans (Assign v e)	= AssignC (trans v) AssignSign (trans e)
	trans (Skip)		= SkipC
	trans (Comp s1 s2)	= CompC (trans s1) Dot NewLine (trans s2)
	trans (If e s1 s2)	= IfC Als (trans e) Dan NewLine Indent
				(trans s1) Anders NewLine Indent (trans s2)
	trans (While e s)	= WhileC Zolang (trans e) Doe NewLine
				Indent (trans s)
```

Codevoorbeeld 5-22

Wanneer voor elk datatype van de grammatica een transformatie-instantie geschreven wordt, zijn instanties van de brontaal transformeerbaar naar de doeltaal. Transformatie #3 uit Figuur 5-1 is hiermee één richting op beschreven en het doel van de transformatie is hiermee bereikt. De transformatie is echter hard geprogrammeerd in Clean en hierdoor kan de transformatie alleen uitgevoerd worden en is verder niets met de transformatiedefinitie mogelijk.

5.3.2 Arrow-gebaseerde grammaticatransformatie

Om de transformatie stapsgewijs te beschrijven wordt de creatie van het taalelement uit doeltaal opengebroken en worden de argumenten van het doelelement één voor één in het element geplaatst. Zodoende ontstaan stappen die één voor één uitgevoerd kunnen worden en later samen kunnen worden gevoegd tot het doelelement. Het samenvoegen van de transformatiestappen gebeurt op basis van het combineren van Arrows [9].
Voordat overgegaan wordt tot het gebruik van een Arrow-notatie wordt eerst de aanleiding tot het gebruik van Arrows duidelijk gemaakt. Zoals eerder vermeldt hebben types één of meerdere dataconstructoren. Deze dataconstructoren zijn functies die met de juiste argumenten een instantie van het type de dataconstructor opleveren, zie Sectie 2.3.1. Dus datatypes kunnen worden opgebouwd door middel van functiecompositie. Daarnaast zijn types rechtsassociatief, dat wil zeggen dat de argumenten één voor één meegegeven kunnen worden, de argumenten kunnen één voor één meegeven worden totdat het resultaat `kind *` wordt. Neem bijvoorbeeld de dataconstructor `AssignC` van het type `StmtC a b`. Na het meegeven van één argument verandert het type, zie Codevoorbeeld 5-23. De variabele `assignC`` heeft één argument minder nodig dan de variabele `assignC` om `kind *` te worden. In dit voorbeeld is te zien dat de dan nog ongebonden variabele `a` door het meegeven van een argument getypeerd wordt met het type van het argument, in dit geval is dat het type `Var`.

```
assignC :: a -> (Plus Space) -> AssignSign -> (Plus Space) -> b -> StmtC a b
assignC = AssignC
assignC` :: (Plus Space) -> AssignSign -> (Plus Space) -> b -> StmtC Var b
assignC` = assignC (Var "x")
assignC`` :: AssignSign -> (Plus Space) -> b -> StmtC Var b
assignC`` = assignC` (Single Space)
assignC``` :: (Plus Space) -> b -> StmtC Var b
assignC``` = assignC`` AssignSign
assignC```` :: b -> StmtC Var b
assignC```` = assignC``` (Single Space)
assignC````` :: StmtC Var Expr
assignC````` = assignC```` (Expr` (ExprI 1))
```
Codevoorbeeld 5-23

Met de associativiteit van functies en het gewenste doeltype is precies bekend in welke volgorde argumenten aan de dataconstructor meegegeven moeten worden om een het doeltype te krijgen. Elk meegegeven argument levert een type op wat precies één argument minder nodig heeft om `kind *` te worden. Het concrete datatype `AssignC` heeft vijf argumenten, dit resulteert in vijf functiestappen totdat het een instantie van `kind *` oplevert.
In Codevoorbeeld 5-24 zijn alle vijf de functies (`f`, `g`, `h`, `i` en `j`) voor de dataconstructor `AssignC` volledig uitgeschreven inclusief typedefinitie. Hieraan valt op dat telkens het tweede argument toegepast wordt op het eerste argument. Sterker nog, de compiler kan zelfs de complexe types afleiden als de typedefinities weggelaten worden. Nog sterker: de functies kunnen zelfs gegeneraliseerd worden tot één enkele functie. Deze functie krijgt dan het type `a -> (a -> b) -> b`, zie Codevoorbeeld 5-25. Gebruikmakend van die functie, kunnen de vijf stappen (`f``, `g``, `h``, `i`` en `j``) voor de dataconstructor `AssignC` beschreven worden. Het enige wat nog moet gebeuren is het in de correcte volgorde plaatsen van de functies.

```
f :: a (a -> ((Plus Space) -> (AssignSign -> ((Plus Space) -> (b -> (StmtC a b)))))) ->
                        ((Plus Space) -> (AssignSign -> ((Plus Space) -> (b -> (StmtC a b)))))
f x y = y x

g :: (Plus Space) ((Plus Space) -> (AssignSign -> ((Plus Space) -> (b -> (StmtC a b))))) ->
                        (AssignSign -> ((Plus Space) -> (b -> (StmtC a b))))
g x y = y x

h :: AssignSign (AssignSign -> ((Plus Space) -> (b -> (StmtC a b)))) -> ((Plus Space) ->
                        (b -> (StmtC a b)))
h x y = y x

i :: (Plus Space) ((Plus Space) -> (b -> (StmtC a b))) -> (b -> (StmtC a b))
i x y = y x

j :: b  (b -> (StmtC a b)) -> (StmtC a b)
j x y = y x

f` = f (VarC "Var")
g` = g (Plus Space)
h` = h AssignSign
i` = i (Plus Space)
j` = j (ExprC (ExprVC (VarC "Var")) (OppC "+") (ExprIC 1))

assign :: StmtC VarC ExprC
assign = (j` o i` o  h` o g` o f`) AssignC
```
Codevoorbeeld 5-24

```
f`` = \f -> f (VarC "Var")
g`` = \f -> f (Plus Space)
h`` = \f -> f AssignSign
i`` = \f -> f (Plus Space)
j`` = \f -> f (ExprC (ExprVC (VarC "Var")) (OppC "+") (ExprIC 1))

assign` = (j`` o i`` o  h`` o g`` o f``) AssignC
equal = gEq{|*|} assign assign` // True
```
Codevoorbeeld 5-25

De gegeneraliseerde code uit Codevoorbeeld 5-25 is een stuk compacter dan de oorspronkelijke code; of de leesbaarheid van de code duidelijker geworden is tot daar aan toe. Waar het om gaat is dat door middel van een reeks van functiecomposities het doeltype verkregen wordt. Met de reeks functiecomposities komen we bij de Arrow-notatie aan.

De Arrow-klasse is een abstractieniveau over functies heen. Op die klasse zijn een aantal combinatoren gedefinieerd. Onder andere de `>>>`-combinator, die combinator combineert twee Arrows en levert een nieuwe Arrow op, zie Codevoorbeeld 5-26. Deze combinator maakt de gebruikte functiecompositie leesbaarder en flexibeler. In Codevoorbeeld 5-27 zijn de vijf functies uit Codevoorbeeld 5-25 te zien die naar het Arrow-domein zijn gelift. De gedefinieerde Arrows kunnen door de `>>>`-combinator aan elkaar worden gekoppeld.

```
class Arrow arr
where
       arr                   :: (a -> b) -> arr a b
       (>>>) infixr 1        :: (arr a b) (arr b c) -> arr a c
```
Codevoorbeeld 5-26

```
fArr :: a (VarC -> b) b | Arrow a
fArr = arr f``

gArr :: a ((Plus Space) -> b) b | Arrow a
gArr = arr g``

hArr :: a (AssignSign -> b) b | Arrow a
hArr = arr h``

iArr :: a ((Plus Space) -> b) b | Arrow a
iArr = arr i``

jArr :: a (ExprC -> b) b | Arrow a
jArr = arr j``

trans`` = (fArr >>> gArr >>> hArr >>> iArr >>> jArr)
assign`` = trans`` AssignC

equal = gEq{|*|} assign assign`` // True
```
Codevoorbeeld 5-27

De applicatie van de verschillende functies wordt nu door de `>>>`-combinator afgehandeld. Door de compositie van de Arrows ontstaat een nieuwe functie die gegeven de dataconstructor `AssignC` een correcte instantie van het type `StmtC VarC ExprC` oplevert.

Als goed naar de types gekeken wordt die de compiler heeft afgeleid (in Codevoorbeeld 5-27), dan is te zien dat `gArr` en `iArr`, hetzelfde type hebben. Dit zorgt ervoor dat de Arrows met hetzelfde type elkaar kunnen vervangen. Dus Arrows kunnen hergebruikt worden op verschillende posities in de compositie en zelfs in andere composities, zie Codevoorbeeld 5-28. Daarin worden `arrVarC` en `arrSpaces` meerdere malen gebruikt.

```
arrVarC = arr (\f -> f (VarC "Var"))
arrSpaces = arr (\f -> f (Plus Space))
arrAssignSign = arr (\f -> f AssignSign)
arrExprC = arr (\f -> f (ExprC (ExprVC (VarC "Var")) (OppC "+") (ExprIC 1)))

arrCall = arr (\f -> f VoerUit)
arrOpen = arr (\f -> f OpenBracket)
arrClose = arr (\f -> f CloseBracket)

arrAssignC = arrVarC >>> arrSpaces >>> arrAssignSign >>> arrSpaces
             >>> arrExprC
arrCallC = arrCall >>> arrSpaces >>> arrVarC >>> arrOpen >>> arrExprC
             >>> arrClose

assign = arrAssignC AssignC
call = arrCallC CallC
```
Codevoorbeeld 5-28

In bovenstaande voorbeelden zijn de in te vullen argumenten met de hand vastgelegd. Als de creatie van de argumenten afhankelijk van de invoer gemaakt kan worden, dan kan door middel van Arrows de invoer naar het gewenste doeltype getransformeerd worden.
Een transformatie gaat vanuit een brontype naar een doeltype. De functie krijgt een instantie van het brontype als argument en moet daar een instantie van het doeltype van maken. Om alle Arrows van voldoende informatie te voorzien wordt het argument meegeven aan de Arrows van de transformatie. Zo kan in de Arrow op basis van het argument actie ondernomen worden. Niet alle Arrows creëren

elementen op basis van de invoer, zo zijn er transformatiestappen die nieuwe argumenten introduceren. Deze transformatiestappen doen dan niets met de meegegeven invoer.
De transformatie van het abstracte taalelement `Assign v e` naar het concrete taalelement `AssignC v Spaces AssignSign Spaces e` bestaat uit vijf stappen. Twee van die vijf stappen zijn deeltransformaties die een argument uit het abstracte type nodig hebben, dit zijn de deeltransformaties voor de argumenten `v` en `e`. In Codevoorbeeld 5-29 is de transformatie met behulp van Arrows te zien, van `Stmt` a b` naar `StmtC` a b`. Daarin zijn de twee deeltransformaties te zien die een argument uit de bron gebruiken, de andere drie deeltransformaties introduceren datatypes zonder gebruik te maken van de invoer.

```
assignTrans :: (Stmt` a b) -> StmtC` a b
assignTrans x         = ((\(Assign v e) -> \f -> f (varTrans v)) x
                            >>> ((\_->\f -> f (Plus Space)) x)
                            >>> ((\_->\f -> f AssignSign) x)
                            >>> ((\_->\f -> f (Plus Space)) x)
                            >>> (\(Assign v e) -> \f -> f (exprTrans e)) x
                        ) AssignC
```

Codevoorbeeld 5-29

Op de wijze uit Codevoorbeeld 5-29 kan voor elk taalelement uit de abstracte taal een transformatieregel gedefinieerd worden. Echter het schijven van de Arrow-transformatie is een tamelijk technische bezigheid. Het patroon van het argument moet namelijk worden vergeleken met de juiste dataconstructor en de juiste argumenten moeten uit de invoer gefilterd worden. Daarnaast moet de gehele transformatie in een klassendeclaratie worden gestopt om dezelfde functienaam te kunnen hanteren. In de instantie van de klassendeclaratie moet een extra controle op de dataconstructor worden gedaan bij datatypes met meerdere dataconstructoren. Dit komt omdat de Cleancompiler de afgeleide instantie niet doortrekt naar de linkerkant van de expressie (LHS), zie Codevoorbeeld 5-30. In dit codevoorbeeld moet op de variabele `x` een extra pattern-match worden gedaan. Een volledige transformatiespecificatie tussen `Prog Var Expr` en `ProgC VarC ExprC` is te vinden in Appendix B.

```
arrSpaces = arr (\f -> f (Plus Space))

instance Transform (Stmt v e) (StmtC vc ec) | Transform v vc & Transform e ec
where
    Transform x=:(Assign _ _) =     ( arr (\(Assign v e) -> \f -> f (Transform v)) x
                                      >>> arrSpaces
                                      >>> arrAssignSign
                                      >>> arrSpaces
                                      >>> arr (\(Assign v e) -> \f -> f (Transform e)) x
                                    ) AssignC
```

Codevoorbeeld 5-30

Door gebruik te maken van Arrows zijn de transformatiestappen één voor één te definiëren en later te combineren door middel van de Arrow-combinators. Hiermee is wederom het doel van transformatie #3 uit Figuur 5-1 bereikt, alleen is deze keer de transformatie opgebouwd uit elementaire transformatiedelen. Echter de transformatiedelen zijn alsnog uitgeprogrammeerd in de programmeertaal, waardoor de specificatie alleen uitvoerbaar is.
Met gebruikte methodiek van dit onderzoek kunnen talen beschreven worden in datatypes, tevens kunnen deze datatypes (ofwel grammatica's) worden getransformeerd naar andere datatypes. Op deze wijze kan een grammatica worden gedefinieerd om de Arrow-gebaseerde transformaties in te beschrijven zodat die transformaties geparseerd, geprint en uitgevoerd kunnen worden.

5.4 Een taal voor taaltransformaties

In de vorige sectie is te lezen dat met behulp van Arrows een stapsgewijze transformatiefunctie te maken is. Alleen de transformaties zijn niet eenvoudig te schrijven, noch te lezen. In deze sectie wordt transformatie #3 uit Figuur 5-1 wederom beschreven met het doel om een transformatiefunctie te krijgen met de stapsgewijze definitie uit Sectie 5.3.2 die gemodelleerd is in een grammatica. Zodoende kan een transformatie die gedefinieerd is in een grammatica, anders gerepresenteerd worden door de methodiek die in dit onderzoek wordt gebruikt.

In deze sectie wordt eerst een abstractie gegeven van de Arrow-gebaseerde transformatie. Daarna wordt een pretty-printer getoond voor deze transformatietaal. De sectie eindigt moet poging tot het definiëren van een parser voor de transformatietaal.

Wanneer naar de Arrow-gebaseerde transformatie-instanties gekeken wordt (zie Appendix B), dan is te zien dat de transformatie uit drie delen bestaat:

1. Een transformatiedefinitie met een brontype en doeltype,
2. Een transformatieregel voor elk van de dataconstructoren van de brontypes,
3. Een Arrow-gebaseerde transformatie voor elke transformatieregel.

Het belangrijkste deel van de transformatie is de Arrow, daarmee wordt een functie geconstrueerd die een correcte instantie van het doeltype oplevert. Wanneer van de Arrow-gebaseerde transformatie-instanties geabstraheerd wordt, komen er zes verschillende acties (ofwel taalelementen) voor:

1. Het introduceren van een nieuw argument,
2. Het transformeren van een argument uit het brontype,
3. Het aanpassen van een resultaat wat opgeleverd is door een transformatiestap van een argument uit het brontype,
4. Het plaatsen van een dataconstructor om een functie af te sluiten,
5. Het plaatsen van een dataconstructor zonder transformatiestappen,
6. Het toepassen van twee Arrows op elkaar.

Wanneer deze punten als een grammatica worden beschreven, moet ook een functie gemaakt worden die een uitdrukking in de taal uit kan voeren. Helaas biedt Clean niet de mogelijkheid om een combinatie van ADTs en een interpreteerfunctie te maken die typecorrect is. Een dergelijke combinatie kan wel gemaakt worden met GADTs, maar GADTs zijn helaas nog niet mogelijk in Clean. Daarom wordt voor deze aanpak een zijstap naar Haskell gemaakt.

De drie transformatiedelen vertalen zich naar drie GADTs en binnen de drie GADTs vertalen de zes transformatieacties zich naar dataconstructoren. Om de transformatieregel aan het bijbehorende taalelement te koppelen zijn twee extra dataconstructoren gebruikt. De eerste voor het koppelen van het taalelement aan de transformatieregel (`TransRule`) en de tweede voor het afsluiten van de lijst met mogelijke transformatieregels (`EndRule`). De drie GADTs zijn te zien in Codevoorbeeld 5-31 en de betekenis van de argumenten van de GADTs is te vinden in Figuur 5-4. Bij dit figuur moet wel worden gezegd dat de typering van rigid[6] variabelen niet voor het hele type geldt maar alleen voor de huidige dataconstructor. In de specificatie is de benaming van de types met hetzelfde type en doel gelijk gehouden.

```
data TransLang a b where
       EndRule        :: TransLang a b
       TransRule      :: (b -> Bool, TransRule c a b) -> TransLang a b -> TransLang a b

data TransRule a b c where
       PutCtor        :: ArrLang a b c -> a -> TransRule a b c
       PutCtorE       :: b -> TransRule a b c

data ArrLang a b c where
       TransIntr      :: (c -> a -> b) -> ArrLang a b c
       TransArrow     :: ArrLang a d c -> ArrLang d b c -> ArrLang a b c
       TransArg       :: (c -> e) -> TransLang f e -> ArrLang (f -> b) b c
       TransArgP      :: (c -> e) -> TransLang f e -> (f -> g) -> ArrLang (g -> b) b c
```

Codevoorbeeld 5-31

[6] Een rigid variabele is niet gebonden door zijn type, het type is alleen bekend binnen de huidige instantie en wordt bepaald door type-inferentie.

Naam typeparameter	Betekenis
`TransLang`	
`a`	Het type van de uitvoer van de transformatie
`b`	Het type van de invoer van de transformatie
`c`	Rigid, wordt bepaald door TransRule => het type van de invoer
`TransRule`	
`a`	Het type van de te plaatsen dataconstructor
`b`	Het type van de uitvoer
`c`	Het type van de invoer
`ArrLang`	
`a`	Het type van de te plaatsen dataconstructor
`b`	Het type van de uitvoer
`c`	Het type van de invoer
`d`	Rigid, het tijdelijke type dat over wordt gedragen tussen de twee Arrows
`e`	Rigid, het type van het te transformeren argument uit de invoer
`f`	Rigid, het type van de uitvoer na transformatie argument
`g`	Rigid, het type van de aangepaste uitvoer na transformatie argument

Figuur 5-4 - Betekenis typeparameters van de Arrow-taal GADTs

De Arrow-gebaseerde transformatie wordt uitgevoerd op basis van functieapplicatie en is gedefinieerd in GADTs. Deze GADTs kunnen alleen de transformatie beschrijven maar niet uitvoeren. Dit komt doordat de transformatie declaratief is en grammatica beschreven. Een instantie van de transformatiegrammatica kan een correcte transformatiebeschrijving tussen twee grammatica´s bevatten. Om de transformatiebeschrijving uit te voeren is een evaluatiefunctie nodig die het model weer omzet in een uitvoerbare Arrow-variant, zie Codevoorbeeld 5-32.

```
transEval :: TransLang a b -> b -> a
transEval (TransRule (p, t) xs) i    = if p i then (ruleEval t i)
                                            else transEval xs i

ruleEval :: (TransRule a b c) -> c -> b
ruleEval (PutCtor l c) a             = (arrEval l a) c
ruleEval (PutCtorE c) _              = c

arrEval :: ArrLang a b c -> c -> (a -> b)
arrEval (TransIntr f) i              = arr (f i)
arrEval (TransArrow f g) i           = (arrEval f i) >>> (arrEval g i)
arrEval (TransArg f l) i             = arr (\x -> x (transEval l (f i)))
arrEval (TransArgP f l g) i          = arr (\x -> x (g (transEval l (f i))))
```

Codevoorbeeld 5-32

Buiten de transformatietaal en de evaluatiefuncties zijn per dataconstructor in de brontaal een aantal functies nodig om een transformatie te kunnen definiëren, namelijk een functie die de dataconstructor controleert en functies die een argument van het datatype op kunnen leveren. De controlefunctie is een predicaat dat controleert of de instantie een bepaalde dataconstructor heeft. Deze dataconstructor moet namelijk overeenkomen met de dataconstructor van de transformatieregel. Daarnaast moet voor elk van de benodigde argumenten die tijdens de transformatie gebruikt worden een functie beschikbaar zijn die het argument uit de broninstantie haalt. Beide genoemde functies zijn eenvoudige functies, zie Codevoorbeeld 5-33. De predicaten zijn aangeduid met een prefix `p` gevolgd door de naam van de dataconstructor en de functies die de argumenten op te leveren hebben de naam van de dataconstructor gevolgd door de index van het op te leveren argument.

```
:: Expr               = Expr Expr` Opp Expr
                      | Expr` Expr`
pExpr (Expr _ _ _)    = True
pExpr _               = False
pExpr` (Expr` _)      = True
pExpr` _              = False
expr1 (Expr a b c)    = a
expr2 (Expr a b c)    = b
expr3 (Expr a b c)    = c
expr`1 (Expr` a)      = a
```

Codevoorbeeld 5-33

Met de transformatietaal, evaluatiefuncties, predicaten en de functies die argumenten opleveren kunnen transformaties gedeclareerd en uitgevoerd worden. In Codevoorbeeld 5-34 is een voorbeeld gegeven van een gedeelte van de transformatiedeclaratie van het type `Stmt`` naar `StmtC``, dit is een deel van de transformatie van $\texttt{While}_{\texttt{AST}}$ naar $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$.

```
stmt'2StmtC'      = TransRule (pAssign, assign2AssignCRule)
                              (TransRule (pIf, if2IfCRule)
                                (TransRule (pWhile, while2WhileCRule)
                                  (TransRule (pSkip, skip2SkipCRule)
                                    EndRule )))

while2WhileCRule  = PutCtor while2WhileCArrow WhileC

while2WhileCArrow = TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Zolang))
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Space))
                                  (TransArrow (TransArg (\(While a b)->a) expr2ExprC)
                                    (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Space))
                                      (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Doe))
                                        (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f NewLine))
                                          (TransArgP (\(While a b)->b) stmt2StmtC Block))))))
```

Codevoorbeeld 5-34

Door voor alle taalelementen uit $\texttt{While}_{\texttt{AST}}$ transformatieregels te definiëren, zoals in Codevoorbeeld 5-34 gedaan is voor het type `Stmt`, kunnen abstracte expressies naar concrete expressies getransformeerd worden, zie Codevoorbeeld 5-35. In dit codevoorbeeld is te zien dat instanties getransformeerd kunnen worden.

```
stmt = Stmt (While (Expr (ExprV (Var "x")) (Opp ">=") (Expr' (ExprI 1)))
               (Stmt (Assign (Var "x") (Expr (ExprV (Var "x")) (Opp "-") (Expr' (ExprI 1))))))
stmtC = transEval stmt2StmtC stmt
{-
stmtC =
StmtC (WhileC Zolang Space (ExprC (ExprVC (VarC "x")) (OppC ">=")
(ExprC' (ExprIC 1))) Space Doe NewLine (Block (StmtC (AssignC (VarC "x") Space AssignSign
Space (ExprC (ExprVC (VarC "x")) (OppC "-") (ExprC' (ExprIC 1)))))))
-}
```

Codevoorbeeld 5-35

Met het definiëren van een grammatica voor de Arrow-gebaseerde transformatie is een scheiding aangebracht tussen de definitie van een transformatie en de executie daarvan. Een gevolg hiervan is dat de definitie gevangen is in een grammatica en daar functies op te definiëren zijn zoals een pretty-printer of een parser.
In Sectie 5.3.2 is gezegd dat de Arrow-gebaseerde transformatiedefinitie moeilijk leesbaar is, maar de transformatie-instantie uit Codevoorbeeld 5-34 is niet duidelijker. De definitie ziet er nog steeds technisch uit en is zelfs complexer geworden door de extra datatypes die erbij zijn gekomen. Echter het verschil tussen de taal uit Sectie 5.3.2 en de taal uit deze sectie is dat in deze variant de declaratie en evaluatie gescheiden zijn. De declaratie van de transformatie zit nu in een GADT en transformatiespecificaties (GADT-instanties) kunnen door een evaluatiefunctie uitgevoerd woorden. In de volgende sectie wordt een pretty-printer voor de transformatietaal beschreven, met de techniek uit Sectie 5.1. Dit levert een leesbare tekstuele variant van de transformatietaal op.

5.4.1 Een pretty-printer voor de transformatietaal

De transformatietaal is beschreven met GADTs in Haskell en in deze sectie wordt een pretty-printer beschreven voor die transformatietaal om een leesbare variant van de transformatie te krijgen. Echter de pretty-printer uit Sectie 5.1 is beschreven in ADTs in Clean. GADTs zijn niet letterlijk over te zetten naar ADTs. Daarom wordt de pretty-printer in Haskell geschreven. Een verschil met het maken van een pretty-printer voor de Arrow-taal, ten opzichte van de gemaakte pretty-printers in Sectie 5.1, is dat de Arrow-taal argumenten heeft van hogere orde. Zo heeft de dataconstructor `TransRule` een argument `b -> Bool`, wat `kind * -> *` is en de dataconstructor `TransIntr` heeft zelfs een parameter met het type `c -> a -> b` wat `kind * -> * -> *` is. De vraag is hoe kunnen deze functies worden geprint.
Het printen van functies kan op verschillende manieren, bijvoorbeeld de creatie van functies kan in de taal opgenomen worden en daar kan naar worden verwezen of er kan een koppeling gemaakt worden

tussen gereserveerde woorden en de benodigde functies. Om de transformatietaal simpel te houden is ervoor gekozen om een koppeling te maken tussen woorden en de daadwerkelijke functies. Dit is gedaan door functies te labelen. De labels worden geprint en gerelateerd aan de bijbehorende functie. Echter bieden de gebruikte generische raamwerken van zowel Haskell als Clean geen mogelijkheid voor het afleiden van instanties met functietypes. Daarom is ervoor gekozen om eenvoudige `toString`-functies te schrijven voor de GADTs.

Om de Arrow-taal te kunnen printen is een concrete grammatica gemaakt, waarin de hogere orde argumenten zijn gedecoreerd met een label, zie Codevoorbeeld 5-36. Het label doet niets anders dan een extra `String`-waarde aan het type toevoegen, deze waarde is de koppeling tussen de daadwerkelijke functie en de representatie als `String`.

```
:: Label a     = Label String a

data TransLangC a b where
       EndRuleC       :: TransLangC a b
       TransRuleC     :: ((Label (b -> Bool)), TransRuleC c a b) ->
                              TransLangC a b -> TransLangC a b

data TransRuleC a b c where
       PutCtorC       :: ArrLangC a b c -> (Label a) -> TransRuleC a b c
       PutCtorEC      :: (Label b) -> TransRuleC a b c

data ArrLangC a b c where
       TransIntrC     :: (Label (c -> a -> b)) -> ArrLangC a b c
       TransArrowC    :: (ArrLangC a d c) -> (ArrLangC d b c) -> ArrLangC a b c
       TransArgC      :: (Label (c -> e)) -> (Label (TransLangC a e)) ->
                              ArrLangC (a -> b) b c
       TransArgPC     :: (Label (c -> e)) -> (Label (TransLang f e)) ->  (Label (f -> g)) ->
                              ArrLangC (g -> b) b c
```

Codevoorbeeld 5-36

De concrete grammatica uit Codevoorbeeld 5-36 bevat geen argumenten voor extra woorden, leestekens of witruimte. Dit is gedaan omdat de taal erg klein is en geen generische printfunctie voor afgeleid kan worden. Daarom wordt de extra tekst in de printfuncties voor de datatypes toegevoegd en de labels van de gelabelde functies zullen worden geprint. Hiervoor moeten alle gebruikte functies gelabeld worden. De transformatie zelf moet ook gelabeld worden, omdat die namelijk recursief aangeroepen kan worden in de dataconstructoren `TransArgC` en `TransArgPC`.

In Codevoorbeeld 5-37 staat een deel van de transformatiespecificatie van $\texttt{While}_{\texttt{AST}}$ naar $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$ uitgedrukt in de transformatietaal uit Codevoorbeeld 5-36. Eerst worden de hulpfuncties getoond zoals `exprV1_l` en `pOppC_l`. Dit zijn dezelfde functies als uit Codevoorbeeld 5-33 alleen dan gelabeld, daarom hebben de gelabelde functies de suffix `_l` gekregen. De gebruikte dataconstructoren zijn ook van een label voorzien, om zo ook een vriendelijke naam weer te kunnen geven.

```
pExprV         = Label "pExprV" (\x -> case x of
                                  (ExprV _) -> True
                                  _         -> False)

exprV1_l       = Label "exprv1" (\(ExprV v) -> v)
call1_l        = Label "call1" (\(Call v e) -> v)
call2_l        = Label "call2" (\(Call v e) -> e)

apl_exprV1_l   = Label "apl_exprv1" (\(ExprV v) f -> f v)
apl_call1_l    = Label "apl_call1" (\(Call v e) f -> f v)
apl_call2_l    = Label "apl_call2" (\(Call v e) f -> f e)

oppC_l         = Label "OppC" OppC

varTrans_l     = Label "varTrans" varTrans
varTrans       = TransRuleC (pVar, varTransRule)
                                  EndRuleC

expr'Trans_l   = Label "expr'Trans" expr'Trans
expr'TransRule = PutCtorC expr'Arrow exprC'_l
expr'Arrow     = TransArgC expr'1_l expr'Trans_l
expr'Trans     = TransRuleC (pExprB, exprBTransRule)
                      (TransRuleC (pCall, callTransRule)
                       (TransRuleC (pExprV, exprVTransRule)
                        (TransRuleC (pExprS, exprSTransRule)
                         (TransRuleC (pExprI, exprITransRule)
                          (TransRuleC (pExprR, exprRTransRule)
                           (TransRuleC (pBrExpr, brExprTransRule)
                            EndRuleC))))))

exprVTransRule = PutCtorC exprVArrow exprVC_l
exprVArrow     = TransArgC exprV1_l varTrans_l
callTransRule  = PutCtorC callArrow callC_l
callArrow      = TransArrowC (TransIntrC apl_voeruit)
                      (TransArrowC (TransIntrC apl_space)
                       (TransArrowC (TransArgC call1_l varTrans_l)
                        (TransArrowC (TransIntrC apl_openBracket)
                         (TransArrowC (TransArgC call2_l exprTrans_l)
                          (TransIntrC apl_closeBracket )))))
```

Codevoorbeeld 5-37

```
printLabel :: (Label a) -> String
printLabel (Label s _) = s

printTransLangC_l :: (Label (TransLangC a b)) -> String -> String
printTransLangC_l (Label s x) i             = "Transformatie: " ++ s ++ " :==\r\n" ++ printTransLangC x (i++"\t")

printTransLangC :: (TransLangC a b) -> String -> String
printTransLangC (EndRuleC) i                = "Einde."
printTransLangC (TransRuleC (x, y) z) i     = i ++ "Als invoer voldoet aan " ++ (printLabel x) ++ " dan\r\n"
                                                ++ (printTransRuleC y (i++"\t")) ++ "\r\n" ++ (printTransLangC z i)

printTransRuleC :: (TransRuleC a b c) -> String -> String
printTransRuleC (PutCtorC x y) i            = i ++ "creeer een " ++ (printLabel y) ++ " op basis van ["
                                                ++ (printArrLangC x i) ++ "]"
printTransRuleC (PutCtorEC c) i             = i ++ "creeer een " ++ (printLabel c)

printArrLangC :: (ArrLangC a b c) -> String -> String
printArrLangC (TransIntrC x) i              = printLabel x
printArrLangC (TransArrowC p q) i           = (printArrLangC p i) ++ ", " ++ (printArrLangC q i)
printArrLangC (TransArgC x y) i             = "transformeer het resultaat van " ++(printLabel x) ++ " met "
                                                ++ (printLabel y)
printArrLangC (TransArgPC x y z) i          = "transformeer het resultaat van " ++(printLabel x) ++ " met "
                                                ++ (printLabel y) ++ " en transformeer die uitvoer met " ++ (printLabel z)
```

Codevoorbeeld 5-38

```
printArrLangC :: (ArrLangC a b c) -> String -> String
printArrLangC (TransArrowC p q) i           = "plaats: " ++ (printArrLangC p i) ++ " en dan " ++ (printArrLangC q i)

printArrLangC' :: (ArrLangC a b c) -> String -> String
printArrLangC' (TransArrowC p q) i          = "pas het resultaat van " ++ (printArrLangC p i) ++ " toe op {"
                                                ++ (printArrLangC q i) ++ "}"
```

Codevoorbeeld 5-39

In Codevoorbeeld 5-38 is een printfunctie gegeven voor de transformatietaal. Deze printfunctie voor de transformatietaal is gebaseerd op de pretty-printer uit Sectie 5.1. Daarin is het record met contextinformatie vervangen door een enkele `String`-instantie. Deze keuze is gemaakt omdat op dit moment alleen gebruik wordt gemaakt van het inspringniveau van de huidige regel. De printer concateneert stukken tekst, labels en recursieve aanroepen aan elkaar.
De uitvoer van de printfunctie is in simpele gestructureerde Nederlandse taal. De lezer moet alleen op de hoogte zijn van de gebruikte functienamen en de notatie voor verschillende stappen van de transformatie. In de taal worden de verschillende stappen geschreven als een soort lijstnotatie, met `[]`-tekens en de stappen worden gescheiden door het woord “en”. Het gebruik van deze syntaxis zorgt ervoor dat de uitvoer beknopt blijft. De volledige uitvoer van de geprinte `Expr'`-transformatie-instantie, van $\texttt{While}_{\texttt{AST}}$ naar $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$, is in Codevoorbeeld 5-40 te zien.

```
Transformatie: expr'Trans :==
        Als invoer voldoet aan pExprB dan
                creeer een ExprBC op basis van [apl_exprB1]
        Als invoer voldoet aan pCall dan
                creeer een CallC op basis van [voer uit, " ", transformeer het resultaat van
                call1 met varTrans, (, transformeer het resultaat van call2 met exprTrans, )]
        Als invoer voldoet aan pExprV dan
                creeer een ExprVC op basis van [transformeer het resultaat van exprv1
                met varTrans]
        Als invoer voldoet aan pExprS dan
                creeer een ExprSC op basis van [", apl_exprS1, "]
        Als invoer voldoet aan pExprI dan
                creeer een ExprIC op basis van [apl_exprI1]
        Als invoer voldoet aan pExprR dan
                creeer een ExprRC op basis van [apl_exprR1]
        Als invoer voldoet aan pBrExpr dan
                creeer een BrExprC op basis van [(, transformeer het
                resultaat van brExpr1 met exprTrans, )]
        Einde.
```
Codevoorbeeld 5-40

De transformatiestappen uit Codevoorbeeld 5-40 zijn technisch gerepresenteerd als een soort van lijstnotatie (`[a en b en c]`), maar de transformatiestappen kunnen anders gepresenteerd worden. Dit kan door extra woorden te printen in de `printArrLangC`-functie voor de dataconstructor `TransArrowC`, zie Codevoorbeeld 5-39. In het laatste voorbeeld zijn extra haakjes gebruikt om de context van de stappen duidelijk te maken. Voor een vergelijking van de uitvoer van de twee printinstanties zie Codevoorbeeld 5-41.

```
Als invoer voldoet aan pCall dan
        creeer een CallC op basis van [plaats: voer uit en dan plaats: " " en dan plaats:
        transformeer het resultaat van call1 met varTrans en dan plaats: ( en dan plaats:
        transformeer het resultaat van call2 met exprTrans en dan )]

Als invoer voldoet aan pCall dan
        creeer een CallC op basis van [pas het resultaat van voer uit toe op {pas het resultaat
        van " " toe op {pas het resultaat van transformeer het resultaat van call1 met varTrans
        toe op {pas het resultaat van ( toe op {pas het resultaat van transformeer het
        resultaat van call2 met exprTrans toe op {)}}}}}]
```
Codevoorbeeld 5-41

De printfuncties uit Codevoorbeeld 5-38 en Codevoorbeeld 5-39 kunnen naar eigen smaak nog veranderd worden om een andere representatie te geven van de transformatie-instanties. Andere mogelijke aandachtspunten bij de representatie zijn:

- De weergave van functies. Wordt de functienaam geprint zoals die in de programmeertaal geschreven is of wordt er gekozen voor een zinsconstructie van de betekenis van de functie in natuurlijke taal.
- Aansluitend met het vorige aandachtspunt, hoe kunnen gereserveerde woorden en leestekens kenbaar gemaakt worden. Op dit moment wordt de representatie als platte tekst (`String`-waarde) geprint, maar er is geen verschil tussen woorden die de transformatiestructuur weergeven en woorden die tot de transformatie behoren.
- De volgorde van weergave. Er is gekozen om eerst de constructornaam te printen omdat de constructornaam direct aangeeft wat geconstrueerd gaat worden, terwijl het plaatsen van de dataconstructor in feite de laatste stap van het transformatieproces is.

- Hoe is de expliciete volgorde van de te plaatsen argumenten duidelijk kenbaar te maken. Er zijn een drietal mogelijke weergaves gegeven, maar wanneer de drie bovengenoemde aandachtspunten aangepakt worden dan moet in lijn met die oplossing ook de technische functieapplicatie goed weergegeven worden.

In deze sectie is manier getoond om een grammatica met hogere orde argumenten te kunnen representeren als seminatuurlijke taal. Hiermee is de transformatie van de transformatiegrammatica naar natuurlijke taal beschreven. Wat overblijft, is de transformatie de andere kant op: van tekst terug naar een instantie van de grammatica. Deze transformatie wordt in de volgende sectie beschreven.

5.4.2 Een parser voor de transformatietaal?

Om vanuit de tekstuele representatie naar een instantie van de transformatiegrammatica te komen moet een parser geschreven worden. De parser consumeert tekens en zet die om naar een boomstructuur. Maar alle elementen uit de boomstructuur van de transformatietaal hebben argumenten van hogere orde. Voor de pretty-printer zijn deze functies gelabeld en voor de parser wordt ook uitgegaan van gelabelde functies: de parser moet het label herkennen in de bijbehorende functie opleveren. In deze paragraaf wordt aangetoond waarom het definiëren van een parser voor de transformatietaal weinig zin heeft.

In Sectie 5.4.1 zijn de hogere orde functies voor de elementen uit de transformatietaal van een label voorzien. Dit label kan geparseerd worden en gekoppeld worden met de gelabelde functie met het overeenkomende label. Dit resulteert in een specifieke parser voor elk gelabeld item, zie Codevoorbeeld 5-42. De verschillende instanties kunnen vereenvoudigd worden met een parser voor het type `Label a`. Let hierbij op dat deze parser geschreven is in Haskell, vandaar de iets andere syntaxis ten opzichte van de andere parsers in deze scriptie.

```
pLabel x@(Label s _)  = pWord s /\ \_ -> yield x

parse_pExprV          = pLabel pExprV
parse_exprv1          = pLabel exprV1_l
```
Codevoorbeeld 5-42

De parsers voor de gelabelde items kunnen gedefinieerd worden met de hulpparser `pLabel`, wanneer deze parsers gedefinieerd zijn kan aan de parsers voor datastructuren van de transformatietaal begonnen worden. Net zoals bij de pretty-printer voor de transformatietaal, is ervoor gekozen om een handgeschreven versie te maken omdat er geen generische functie kan worden afgeleid.
Wat geparseerd moet worden wordt bepaald door het op te leveren doeltype. Voor de leesbaarheid zijn extra tekens (woorden) geprint. In de transformatiegrammatica zijn deze extra tekens niet opgenomen als argumenten. Hierdoor moet in de parsers worden gedefinieerd wat geparseerd moet worden.
Voor de concrete grammatica van de transformatietaal kan een set parsers geschreven worden, deze parsers zijn geparameteriseerd om de verschillende gelabelde items uit en grammatica te kunnen parseren. De set parsers bestaat uit een parser voor elk van de dataconstructoren van de transformatietaal, plus een extra parser om een gelabelde transformatie naar een `Label a` te parseren. Voor het gemak is gekozen om een parser te schrijven voor de 1e variant voor het `TransArrowC`-datatype (zie Codevoorbeeld 5-39). Door eerst een extra woord te parseren wordt linksrecursie vermeden. De uitvoer van de pretty-printer, uit Codevoorbeeld 5-38, voor het `TransArrowC`-datatype is niet te parseren met behulp van parsercombinatoren. Dit komt omdat de parser oneindig doorloopt als gevolg van linksrecursie. De drie hulpparsers voor de grammatica van de transformatietaal zijn weergegeven in Codevoorbeeld 5-43, alle parsers zijn te vinden in Appendix C.

```
-- Label TransLangC
parse_TransLangC_l f i        = pWord "Transformatie: "
                                      /\ \_-> pString
                                      /\ \s -> pWord " :==\r\n"
                                      /\ \_ -> f (i++"\t")
                                      /\ \x -> yield (Label s x)

-- TransLangC
parse_TransRuleC f g c i      = pWord i
                                      /\ \_ -> pWord "Als invoer voldoet aan "
                                      /\ \_ -> pLabel f
                                      /\ \p -> pWord " dan\r\n"
                                      /\ \_ -> g (i++"\t")
                                      /\ \r -> pWord "\r\n"
                                      /\ \_ -> c i
                                      /\ \z -> yield (TransRuleC (p,r) z)
parse_EndRuleC i              =  pWord i
                                      /\ \_ -> pWord "Einde."
                                      /\ \_ -> yield EndRuleC
```

Codevoorbeeld 5-43

De parsers uit Codevoorbeeld 5-43 parseren precies de uitvoer van de pretty-printer uit Codevoorbeeld 5-38. De parameters van de parsers moeten gevuld worden met de gelabelde functies voor de transformatie van de brontaal naar de doeltaal of met andere parser-instanties. In Figuur 5-5 zijn de beschrijvingen van de variabelen van de parsers te vinden.

Naam argument	Soort invoer
`parse_TransLangC`	
`f`	Een parser die een `TransLangC`-type oplevert.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.
`parse_TransRuleC`	
`f`	Een gelabeld predicaat.
`g`	Een parser die een `TransRuleC`-type oplevert.
`c`	Een parser die een `TransLangC`-type oplevert.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.
`parse_EndRuleC`	
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel.
`parse_PutCtorC`	
`f`	Een gelabelde dataconstructor.
`g`	Een parser die een `ArrLangC`-type oplevert.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.
`parse_PutCtorEC`	
`f`	Een gelabelde dataconstructor.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.
`parse_TransIntrC`	
`f`	Een gelabelde functie die op basis van de invoer een nieuw argument introduceert.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.
`parse_TransArrowC`	
`f`	Een parser die een `ArrLangC`-type oplevert.
`g`	Een parser die een `ArrLangC`-type oplevert, deze moet matchen met het type van f.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.
`parse_TransArgC`	
`f`	Een gelabelde functie die een argument uit de invoer oplevert.
`g`	Een gelabelde transformatie die het resultaat van `f` kan transformeren.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.
`parse_TransArgPC`	
`f`	Een gelabelde functie die een argument uit de invoer oplevert.
`g`	Een gelabelde transformatie die het resultaat van `f` kan transformeren.
`h`	Een gelabelde transformatie die het resultaat van `g` kan transformeren.
`i`	Prefix / inspringniveau van de regel, een variabele van het type `String`.

Figuur 5-5 - Beschrijving variabelen transformatietaal-parsers

De argumenten van de parsers bepalen welke transformatie-instantie wordt opgeleverd en dus welk brontype getransformeerd wordt naar het doeltype. Hier begint het nut van de parser wat te vervagen. De parser moet zo gedefinieerd worden dat die de correct getypeerde labels parseert die bij een transformatieregel behoren. Er moet dus aangegeven worden wat de parser mag parseren: de specifieke labels voor benodigde functies. Zo ontstaat een parser voor elke transformatieregel van de transformatie. Het nut van een parser voor de transformatietaal is dus nihil. Het schrijven van een parser is zelfs meer werk dan het schrijven van de transformatiefunctie.

In Codevoorbeeld 5-44 zijn twee parsers te zien voor de transformatiespecificatie van een `ExprB` naar `ExprBC` en van `Call` naar `CallC`. Deze parsers maken gebruik van de geparameteriseerde parsers uit Codevoorbeeld 5-43. De parsers zijn elk specifiek voor één transformatieregel gedefinieerd. Om een volledige transformatie-instantie te kunnen parseren, bijvoorbeeld voor het datatype `Expr'` naar `ExprC`, moet per taalelement een parser beschreven zijn. De parsers voor de taalelementen kunnen samen worden gevoegd tot een parser die het gehele type kan parseren, zie Codevoorbeeld 5-45.

```
parse_exprB    i      = parse_TransRuleC pExprB parse_exprBtransRule i
parse_exprBtransRule  = parse_PutCtorC exprBC_l parse_exprBArrow
parse_exprBArrow      = parse_TransIntrC apl_exprB1_l ""

parse_call i          = parse_TransRuleC pCall parse_calltransrule i
parse_calltransrule   = parse_PutCtorC callC_l parse_callArrow
parse_callArrow       = parse_TransArrowC (parse_TransIntrC apl_voeruit)
                          (parse_TransArrowC (parse_TransIntrC apl_space)
                           (parse_TransArrowC (parse_TransArgC call1_l varTrans_l)
                            (parse_TransArrowC (parse_TransIntrC apl_openBracket)
                             (parse_TransArrowC (parse_TransArgC call2_l exprTrans_l)
                              (parse_TransIntrC apl_closeBracket))))) ""
```

Codevoorbeeld 5-44

```
parseExpr'LangInst    = parse_TransLangC_l parseExprInst ""
parseExpr'Inst i      = parse_exprB (parse_call (parse_exprV (parse_exprS
                          (parse_exprI (parse_exprR (parse_exprBR parse_EndRuleC))))))) i
```

Codevoorbeeld 5-45

De `parseExpr'LangInst`-parser kan de uitvoer van de pretty-printer uit Codevoorbeeld 5-40 parseren, maar moet de transformatieregels precies in die volgorde tegenkomen waarin de parsers voor de verschillende transformatieregels zijn gedefinieerd. Een nadeel van deze volgorde is dat degene die de transformatie beschrijft op de hoogte moet zijn in welke volgorde de parser de transformatieregels moet tegen komen. Dit betekent dat de parser-instantie bekend moet zijn en de invoer daar precies voor geschreven moet worden. Om de volgorde niet vast te leggen kan met de parsercombinatoren gespeeld worden. Daardoor kan de volgorde van de transformatieregels veranderd worden en kan het aantal transformatieregels variabel gemaakt worden. In Codevoorbeeld 5-46 is een recursieve parser te zien die net zolang verschillende parsers voor de transformatie van `Expr'` naar `ExprC'` probeert te parseren totdat een `EndRuleC` geparseerd wordt. Zo kan bijvoorbeeld de invoer uit Codevoorbeeld 5-47 geparseerd worden door de parser uit Codevoorbeeld 5-46. Maar de werking van de transformatie blijft hetzelfde, door de first-fit-strategie zal altijd de eerst passende regel uitgevoerd worden. Het enige voordeel is dat de volgorde van transformatiedeclaratie nu niet vast ligt door de parser. Een nadeel is echter dat niet volledige parser-instanties ook geparseerd kunnen worden.

```
parse_many i   = parse_exprB rec i
                       \!/ parse_call rec i
                       \!/ parse_exprV rec i
                       \!/ parse_exprS rec i
                       \!/ parse_exprI rec i
                       \!/ parse_exprR rec i
                       \!/ parse_exprBR rec i
                       \!/ parse_EndRuleC i
       where
              rec = parse_many
```

Codevoorbeeld 5-46

```
Transformatie: expr'Trans :==
        Als invoer voldoet aan pBrExpr dan
                creeer een BrExprC op basis van [plaats: ( en dan plaats: transformeer het
                resultaat van brExpr1 met exprTrans en dan )]
        Als invoer voldoet aan pBrExpr dan
                creeer een BrExprC op basis van [plaats: ( en dan plaats: transformeer het
                resultaat van brExpr1 met exprTrans en dan )]
        Als invoer voldoet aan pExprR dan
                creeer een ExprRC op basis van [apl_exprR1]
        Einde.
```
Codevoorbeeld 5-47

De combinatie van GADTs en gelabelde functies is niet handig voor het schrijven van een parser. De typering van de GADTs en de gelabelde functies moet overeen komen tijdens de creatie van een transformatieregel. Daarnaast is het niet mogelijk om een functie te schrijven die verschillende types op kan leveren op basis van de invoer: het is niet mogelijk om een functie te definiëren van een `String` naar een willekeurig type. Dus een functie die op basis van een naam (de `String`-waarde van het label) de bijbehorende gelabelde functie oplevert is niet mogelijk. Er zijn mogelijkheden om verschillende types op te kunnen leveren, maar deze mogelijkheden vereisen veel handwerk en een vaste typering vooraf. In Codevoorbeeld 5-48 zijn twee mogelijkheden weergegeven waarmee verschillende types in één type onder kunnen worden gebracht. Beide mogelijkheden resulteren in een resultaattype waar vooraf alle benodigde types bekend moeten zijn. Deze types kunnen dan in `MyType` of een boom van `EITHERs` worden verwerkt. De parseerfunctie wordt dan een functie waarin alle mogelijke types van het resultaattype zijn benoemd.

```
:: MyType a b c = C1 a | C2 b | …
:: EITHER a b = LEFT a | RIGHT b
```
Codevoorbeeld 5-48

De parser voor de gelabelde functies moet worden voorzien van een resultaattype waarin alle gelabelde functies zijn gedefinieerd. Alle gelabelde functies moeten dus vooraf gedefinieerd worden en dit resulteert in een typespecifieke parser. Wat betekent dat een specifieke parser geschreven moet worden voor elke transformatie en geen generieke parser[7] ontstaat die hergebruikt kan worden.

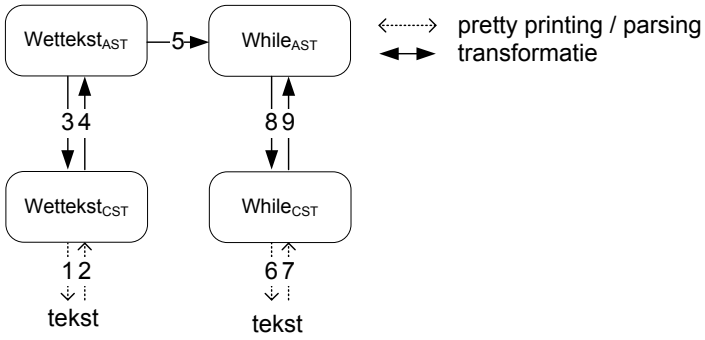
Kortom, het is niet gelukt om op een generieke wijze[7] een parseerfunctie te definiëren voor de transformatiegrammatica (GADTs), zonder dat de parseerfunctie met al teveel handwerk gebruikt kan worden voor het parseren van de transformatiedefinities. De parsers die in deze sectie gedefinieerd zijn parseren precies de gedefinieerde transformatiedefinities die in de parser zijn opgenomen en elke transformatiedefinitie moet bekend worden gemaakt binnen de parser. Hierdoor worden de parsers specifieke functies die elk een specifieke transformatieregel kunnen herkennen.

[7] Met een generieke wijze wordt een algemene werkwijze genoemd die gedefinieerd kan worden op grammaticaniveau. De wijze hoeft nier per definitie met generisch programmeren uitgevoerd te worden.

6 Casus: Wetteksten

Om de kracht en de mogelijkheden van de taaltransformator te toetsen is een casus uitgewerkt. De casus is beschikbaar gesteld door de afdeling MDA Services van Capgemini BAS B.V. en gaat over een groot project dat de afdeling voor een overheidsinstantie uitvoert met hun FMDD methode.
Als basis van deze casus is de documentatie van het bovengenoemde project gebruikt die uit de Cheetah-tool, de taaltransformator van Capgemini BAS B.V., komt. De domeinabstractie van het wettekstendomein is al door experts gemaakt en is gemaakt vanuit de wetteksten die op dit moment gelden.

Op basis van de documentatie is een abstracte grammatica gedefinieerd met bijbehorende concrete grammatica. Voor de concrete grammatica is een pretty-printer en parser gedefinieerd. Om het geheel executeerbaar te maken is een vertaling naar de `While`-taal uit Sectie 3 gemaakt. In Figuur 6-1 zijn de verschillende grammatica's en transformaties schematisch weergegeven.



Figuur 6-1 - Schematische weergave Casus: Wetteksten

Wanneer men naar Figuur 6-1 kijkt dan valt meteen op dat de helft van het figuur uit de taalhiërarchie van de `While`-taal bestaat. Voor die hiërarchie zijn de pretty-printer (6) en de parser (7) en de transformaties (8 en 9) al beschreven, namelijk in Sectie 5. De grammatica's en transformaties voor de `While`-taal kunnen worden hergebruikt en daarom hoeft alleen aandacht te worden besteed aan de creatie van de abstracte en concrete grammatica voor het Wettekstendomein en de transformaties 1 t/m 5.

6.1 Abstracte grammatica: Wetteksten$_{AST}$

De abstracte grammatica voor de Wettekstentaal is gebaseerd op veelvoorkomende taalconstructies uit de documentatie. De taal behelst dus niet de volledige documentatie, maar ontbrekende taalelementen kunnen op dezelfde wijze worden toegevoegd. In Appendix D zijn twee taalinstanties uit de documentatie te zien waar de grammatica voor gedefinieerd is.

De Wettekstentaal is een declaratieve taal waarin uitdrukkingen over het Wettekstendomein kunnen worden vastgelegd. Voorbeelden hiervan zijn de declaratie van de partner in het huishouden en het beschrijven van wat moet gebeuren bij het beëindigen van een huishouden. De grammatica kan alleen declaraties beschrijven, maar niet aanroepen. De abstracte grammatica van de taal is te zien in Codevoorbeeld 6-1. In dat codevoorbeeld heeft zowel het datatype als de dataconstructor `Declaratie_` een extra _ gekregen, de rede hiervoor is dat het woord declaratie als gereserveerd woord wordt gebruikt in de concrete syntaxis en daardoor als type en dataconstructor gedefinieerd wordt.
In de taal zijn declaraties vast te leggen waarin een selectie van een aantal entiteiten te maken is. Op het aantal entiteiten van de selectie wordt een gevalsonderscheiding gemaakt. De gevalsonderscheiding wordt gemaakt op: leeg, één of meerdere elementen. Per gevalsonderscheiding

kunnen toekenning en aanroepen worden gedaan op de entiteiten. De betekenis van de taalelementen is weergegeven in Figuur 6-2.

```
:: Declaratie_ a b c  = Declaraie_ (Identifier a) (Selectie a c)
                              (OptioneleToekenning b)
                              (OptioneleToekenning b)
                              (OptioneleToekenning b)

:: Selectie a b       = Selectie (Identifier [a]) (BoolExpressie b)
                      | EerstGevonden (Gevallen a)

:: Toekenning a       = Uitvoeren (Expressie a)
                      | Toekenning (Identifier a) (Expressie a)

:: Expressie a        = Constante String
                      | Verwijzing (Identifier a)
                      | Toepassen (Identifier a) (Identifier a)

:: BoolExpressie a    = Vergelijking (Expressie a) (Expressie a)
                      | EnB (BoolExpressie a) (BoolExpressie a)
                      | OfB (BoolExpressie a) (BoolExpressie a)

:: AGeval a           = AGeval (Identifier [a]) (BoolExpressie a)

:: Identifier a       = Identifier String

:: Meerdere a         = Enkel a
                      | Meer a (Meerdere a)

:: Optioneel a        = Waarde a
                      | Leeg

:: OptioneleToekenning a      :== Optioneel (Toekenningen a)
:: Toekenningen a             :== Meerdere a
:: Gevallen a                 :== Meerdere (AGeval a)
```

Codevoorbeeld 6-1

Naam type	Betekenis
`Declaratie_ a b c`	Het `Declaratie_`-element is het hoogste element uit de taal en heeft ruimte voor zijn naam en type, de selectie van entiteiten en voor de drie gevalsonderscheidingen: leeg, één of meerdere elementen. De naam heeft een _-teken erbij gekregen omdat het type en de dataconstructor `Declaratie` beide voorkomen als non-terminal en terminal in de concrete syntaxis.
`Selectie a b`	Het `Selectie`-element heeft de keuze voor een selectie binnen een lijst of een selectie uit meerdere gevallen.
`Toekenning a`	Het `Toekennen`-element voert of een expressie uit of het kent een waarde toe aan een `Indentifier`.
`Expressie a`	Het `Expressie`-element is een “programmeerelement”, het is ofwel een constante, een verwijzing naar een `Identifier` of toepassing van twee `Identifiers` op elkaar.
`BoolExpressie a`	Het `BoolExpressie`-element is een wiskundig element wat een vergelijking tussen twee `Expressie a`-elementen is of de logische `en` of `of` van twee `BoolExpressies a`.
`AGeval a`	Het `AGeval`-element heeft de ruimte voor een `Identifier` en een `BoolExpressie` over die `Identifier`. Als het resultaat van de `BoolExpressie` een `waar`-waarde oplevert zal de `Identifier` de eerstgevonden waarde worden van de selectie. De naam heeft een extra `A` gekregen omdat het type en de dataconstructor `Geval` beide voorkomen als non-terminal en terminal in de concrete syntaxis.
`Identifier a`	Het `Indentifier`-element geeft een naam aan een getypeerde expressie of instantie.
`Meerdere a`	Het `Meerdere`-element heeft de keuze voor één argument of voor een argument en een verwijzing naar een element van zijn eigen type.
`Optioneel a`	Het `Optioneel`-element heeft de keuze tussen één argument of geen argument.

Figuur 6-2 - Betekenis van de taalelementen Wetteksten$_{AST}$

In Codevoorbeeld 6-2 is het partner in huishouden voorbeeld en in Codevoorbeeld 6-3 is het beëindigen huishouden voorbeeld te zien, beide zijn gemodelleerd in $\texttt{Wetteksten}_{AST}$. De oorspronkelijke specificaties staan in Appendix D. De abstracte syntaxis is moeilijk te lezen, maar in de volgende sectie wordt de concrete syntaxis beschreven die deze syntaxis decoreert met het doel dat de uitvoer leesbaar wordt.

```
Statement (Identifier "partnerrol") (Selectie (Identifier "huishouden") (Vergelijking
(Verwijzing (Identifier "huishoudenDeelnameRol")) (Constante "Partner"))) Waarde (Enkel
(Toekenning (Identifier "partnerInHuishouden") (Verwijzing (Identifier "partnerrolBurger")))))
Leeg Leeg
```

Codevoorbeeld 6-2 - Het partner in huishouden voorbeeld uit Appendix D in Wetteksten_{AST}

```
Statement (Identifier "teBeeindigenHuishouden") (Selectie (Identifier "huishouden")
(Vergelijking (Verwijzing (Identifier "HuishoudenAanvrager")) (Verwijzing (Identifier
"burger")))) (Waarde (Meer (Uitvoeren (Toepassen (Identifier "attenderen achterblijvende
partner") (Identifier "teBeeindigenHuishouden"))) (Enkel (Uitvoeren (Toepassen (Identifier
"beeindigGeldigheidHuishouden") (Identifier "teBeeindigenHuishouden")))))) Leeg Leeg
```

Codevoorbeeld 6-3 - Het beëindigen huishouden voorbeeld uit Appendix D in Wetteksten_{AST}

6.2 Concrete grammatica: Wetteksten_{CST}

Om de abstracte grammatica uit Sectie 6.1 leesbaar te maken is de grammatica gedecoreerd met extra woorden, leestekens en witruimte. Het decoreren is op dezelfde wijze gedaan als voor de `While`-taal. Voor elk element uit $\texttt{Wetteksten}_{AST}$ is een gedecoreerd element in $\texttt{Wetteksten}_{CST}$ gemaakt. De extra woorden die grammatica-instanties leesbaar maken zijn toegevoegd aan de grammatica. De `WettekstenCST`-grammatica is hieronder in Codevoorbeeld 6-4 te zien. In die grammatica is gebruik gemaakt van een overkoepelende set leestekenelementen, die elementen zijn te zien in Codevoorbeeld 6-5.

```
:: Blok a = Blok NewLine a NewLine          |:: Eerst = Eerst
:: Lidwoord = De | Het | Een               |:: Van = Van
:: Is = Is                                 |:: Pas = Pas
:: Met = Met                               |:: Toe = Toe
:: Indien = Indien                         |:: Geval = Geval
:: Uniek = Uniek                           |:: Bij = Bij
:: Niet = Niet                             |:: En = En
:: Gevonden = Gevonden                     |:: In = In
:: Einde = Einde                           |:: Voer = Voer
:: Declaratie = Declaratie                 |:: Uit = Uit

:: Declaratie_n a b c
       = Declaratie_n Lidwoord Space (Identifier_n a) Space (Selectie_n a c) NewLine
              Indien Space Gevonden (Blok (OptioneleToekenning_n b))
              Indien Space Niet Space Gevonden (Blok(OptioneleToekenning_n b))
              Indien Space Niet Space Uniek (Blok(OptioneleToekenning_n b))
              Einde Space Declaratie

:: Selectie_n a b
       = Selectie_n Is Space Lidwoord Space (Identifier_n [a]) Space
              Met Space (BoolExpressie_n b)
       | EerstGevonden_n Is Space Lidwoord Space Eerst Space Gevonden Space Van
              (Blok (Gevallen_n a))

:: Toekenning_n a
       = Toekenning_n Lidwoord Space (Identifier_n a) Space Is Space (Expressie_n a)
       | Uitvoeren_n Voer Space Uit Space (Expressie_n a)

:: Expressie_n a
       = Verwijzing_n (Identifier_n a)
       | Toepassen_n Pas Space Toe Space (Identifier_n a) Space Bij Space (Identifier_n a)
       | Constante_n String

:: BoolExpressie_n a
       = Vergelijking_n (Expressie_n a) Space Is Space (Expressie_n a)
       | Of_n OpenBracket (BoolExpressie_n a) CloseBracket Space Of
              Space OpenBracket (BoolExpressie_n a) CloseBracket
       | En_n OpenBracket (BoolExpressie_n a) CloseBracket Space En
              Space OpenBracket (BoolExpressie_n a) CloseBracket

:: AGeval_n a
       = AGeval_n Geval Space (Identifier_n [a]) Space Bij Space (BoolExpressie_n a)

:: Identifier_n a
       = Identifier_n String

:: Meerdere_n a
       = Enkel_n a
       | Meer_n a NewLine (Meerdere_n a)

:: Optioneel_n a
       = Waarde_n a
       | Leeg_n

:: OptioneleToekenning_n a    :== Optioneel_n (Toekenningen_n a)
:: Toekenningen_n a           :== Meerdere_n (Toekenning_n a)
:: Gevallen_n a               :== Meerdere_n (AGeval_n a)
```

Codevoorbeeld 6-4

```
:: Colon              = Colon              // :
:: Apostrophe         = Apostrophe         // `
:: OpenBracket        = OpenBracket        // (
:: CloseBracket       = CloseBracket       // )
:: OpenSquareBracket  = OpenSquareBracket  // [
:: CloseSquareBracket = CloseSquareBracket // ]
:: Dash               = Dash               // -
:: Dot                = Dot                // .
:: Comma              = Comma              // ,
:: Semicolon          = Semicolon          // ;
:: Quote              = Quote              // "

:: PlusSign           = PlusSign           // +
:: MinusSign          = MinusSign          // -
:: MultSign           = MultSign           // *
:: DivSign            = DivSign            // /
```

Codevoorbeeld 6-5

In Codevoorbeeld 6-6 is het partner in huishouden voorbeeld en in Codevoorbeeld 6-7 het beëindigen huishouden voorbeeld in $\texttt{Wetteksten}_{AST}$ te zien. De oorspronkelijke specificaties staan in Appendix D. Deze representaties zijn niet met de hand geschreven maar getransformeerd vanuit de abstracte syntaxis uit Codevoorbeeld 6-2 en Codevoorbeeld 6-3 met de transformatie die beschreven wordt in Sectie 6.5. De onderstaande declaraties zijn evenmin te begrijpen. Maar in de volgende sectie wordt de pretty-printer voor $\texttt{Wetteksten}_{CST}$ beschreven die de twee declaraties naar tekst transformeert en leesbaar maakt.

```
Declaratie_n De Space (Identifier_n "partnerrol") Space (Selectie_n Is Space De Space
(Identifier_n "huishouden") Space Met Space (Vergelijking_n (Verwijzing_n (Identifier_n
"huishoudenDeelnameRol")) Space Is Space (Constante_n "Partner"))) NewLine Indien Space
Gevonden (Blok NewLine (Waarde_n (Enkel_n (Toekenning_n De Space (Identifier_n
"partnerInHuishouden") Space Is Space (Verwijzing_n (Identifier_n "partnerrolBurger")))))
NewLine) Indien Space Niet Space Gevonden (Blok NewLine Leeg_n NewLine) Indien Space Niet
Space Uniek (Blok NewLine Leeg_n NewLine) Einde Space Declaratie
```

Codevoorbeeld 6-6 - Het partner in huishouden voorbeeld uit Appendix D in Wetteksten_{CST}

```
Declaratie_n De Space (Identifier_n "teBeeindigenHuishouden") Space (Selectie_n Is Space De
Space (Identifier_n "huishouden") Space Met Space (Vergelijking_n (Verwijzing_n (Identifier_n
"HuishoudenAanvrager")) Space Is Space (Verwijzing_n (Identifier_n "burger")))) NewLine Indien
Space Gevonden (Blok NewLine (Waarde_n (Meer_n (Uitvoeren_n Voer Space Uit Space (Toepassen_n
Pas Space Toe Space (Identifier_n "attenderenAchterblijvende partner") Space Bij Space
(Identifier_n "te BeeindigenHuishouden"))) NewLine (Enkel_n (Uitvoeren_n Voer Space Uit Space
(Toepassen_n Pas Space Toe Space (Identifier_n "beeindigGeldigheidHuishouden") Space Bij Space
(Identifier_n "teBeeindigenHuishouden")))))) NewLine) Indien Space Niet Space Gevonden (Blok
NewLine Leeg_n NewLine) Indien Space Niet Space Uniek (Blok NewLine Leeg_n NewLine) Einde
Space Declaratie
```

Codevoorbeeld 6-7 - Het beëindigen huishouden voorbeeld uit Appendix D in Wetteksten_{CST}

6.3 Een pretty-printer voor Wetteksten_{CST}

In vorige sectie zijn twee instanties van $\texttt{Wetteksten}_{CST}$ gegeven. De twee instanties zijn moeilijk leesbaar en alleen door goed te kijken kunnen herkenningspunten worden gezien. Om instanties van $\texttt{Wetteksten}_{CST}$ naar tekst te transformeren worden instanties van de pretty-printer beschreven en afgeleid. De pretty-printer is transformatie #1 uit Figuur 6-1. De *volledige* pretty-printer voor $\texttt{Wetteksten}_{CST}$ in te zien in Codevoorbeeld 6-8.

```
derive gPrettyPrint   Identifier_n, Declaratie_n, Selectie_n, Toekenning_n, Expressie_n,
       BoolExpressie_n, AGeval_n, Meerdere_n, Optioneel_n

derive gPrettyPrint   Lidwoord, Is, Met, Indien, Uniek, Niet, Gevonden, Einde, Declaratie,
       Eerst, Van, Pas, Toe, Bij, En, Of, Geval, Voer, Uit

gPrettyPrint {|Blok|} f ctx (Blok a b c)     = newline +++
                                               (f {ctx & cindent = ctx.cindent +++ "\t"} b) +++
                                               newline
```

Codevoorbeeld 6-8 – Pretty-print-instantie voor Wetteksten_{CST}

De pretty-printer voor $\texttt{Wetteksten}_{CST}$, uit Codevoorbeeld 6-8, heeft maar één met de hand gedefinieerde functie-instantie. In die instantie wordt het inspringniveau van de regels vergroot binnen een `Blok`, dit ten behoeve van de opmaak. Alle andere functie-instanties kunnen worden afgeleid. Om het juiste inspringniveau te printen moeten de dataconstructoren die moeten inspringen nog kenbaar worden gemaakt aan de pretty-print-instantie voor het type `CONS`. In dit geval zijn dat de dataconstructoren `Toekenning_n` en `Uitvoeren_n` van het type `Toekenning_n a`.

In Codevoorbeeld 6-9 en Codevoorbeeld 6-10 zijn de tekstrepresentaties te zien na het pretty-printen van de declaraties uit Codevoorbeeld 6-6 en Codevoorbeeld 6-7. De twee onderstaande declaraties

zijn voor eenieder leesbaar die de Nederlandse taal beheerst. Het enige waar onduidelijkheid over kan ontstaan zijn de gebruikte namen voor de `Identifiers`. Deze namen zijn in camelCase[8] geschreven.

```
De partnerrol Is De huishouden Met huishoudenDeelnameRol Is Partner
Indien Gevonden
        De partnerInHuishouden Is partnerrolBurger
Indien Niet Gevonden

Indien Niet Uniek

Einde Declaratie
```

Codevoorbeeld 6-9 - Het partner in huishouden voorbeeld uit Appendix D na pretty-print van Wetteksten$_{CST}$

```
De teBeeindigenHuishouden Is De huishouden Met HuishoudenAanvrager Is burger
Indien Gevonden
       Voer Uit Pas Toe attenderenAchterblijvendePartner Bij teBeeindigenHuishouden
       Voer Uit Pas Toe beeindigGeldigheidHuishouden Bij teBeeindigenHuishouden
Indien Niet Gevonden

Indien Niet Uniek

Einde Declaratie
```

Codevoorbeeld 6-10 - Het beëindigen huishouden voorbeeld uit Appendix D na pretty-print van Wetteksten$_{CST}$

6.4 Een parser voor Wetteksten$_{CST}$

De inverse van de pretty-printer is de parser en voor de parser moet dezelfde handeling worden gedaan als voor de pretty-printer. Dit betreft de handmatige functie-instantie voor het datatype `Blok a`. Daarnaast moeten voor de types met dataconstructoren die terminalwaardes representeren parser-instanties worden geschreven. Deze parsers kunnen worden gedefinieerd met behulp van de hulpparser `pToken`. Het type `Lidwoord` is daar nog een kleine uitzondering op, dat type kan namelijk drie terminalwaardes representeren. Voor alle andere datatypes kan de `gParse` functie worden afgeleid. De parser is transformatie #2 uit Figuur 6-1. In Codevoorbeeld 6-11 zijn de belangrijkste declaraties van de `gParse` functie voor `Wetteksten`$_{AST}$ te zien.

```
derive gParse  Identifier_n, Declaratie_n, Selectie_n, Toekenning_n, Expressie_n,
               IntExpressie_n, BoolExpressie_n, AGeval_n, Meerdere_n, Optioneel_n

gParse{|Blok|} f ctx          = (pToken (fromString newline) NewLine) /\  \a ->
                                       (f {ctx & cindent = ctx.cindent +++ "\t"}) /\ \b ->
                                       (pToken (fromString newline) NewLine) /\ \c ->
                                       yield (Blok a b c)

gParse{|Lidwoord|} _          = (pToken "De" De)
                                       \!/ (pToken "Het" Het)
                                       \!/ (pToken "Een" Een)
gParse{|Is|} _                = pToken "Is" Is
```

Codevoorbeeld 6-11

6.5 Transformatie tussen Wetteksten$_{AST}$ en Wetteksten$_{CST}$

De declaraties uit Codevoorbeeld 6-7 en Codevoorbeeld 6-8 zijn natuurlijk niet met de hand gedefinieerd, maar getransformeerd vanuit de abstracte syntaxis (uit Codevoorbeeld 6-6 en Codevoorbeeld 6-7). Deze transformatie is gedefinieerd in de transformatietaal uit Sectie 5.4 en is een decorerende transformatie.

In Codevoorbeeld 6-12 is een deel van de transformatie-instantie van `Wetteksten`$_{AST}$ naar `Wetteksten`$_{CST}$ te zien, dat is transformatie #4 uit Figuur 6-1. Het betreft de decoratie van `Toekenningen` en

[8] In camelCase worden samengestelde woorden of zinnen aan elkaar geschreven, waar alle woorden behalve het eerste woord met een hoofdletter beginnen.

`Identifiers`. De volledige transformatiespecificatie heeft een transformatieregel voor elke dataconstructor en een Arrow voor elke argument van de dataconstructoren.

```
toekenning2Toekenning_n       = TransRule (pToekenning, toekenning2Toekenning_nRule)
                                (TransRule (pUitvoeren, uitvoeren2Uitvoeren_nRule) EndRule)
toekenning2Toekenning_nRule   = PutCtor toekenning2Toekenning_nArrow Toekenning_n
toekenning2Toekenning_nArrow  = TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f De))
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Space))
                                (TransArrow (TransArg (\(Toekenning a b) -> a)
                                     identifier2Identifier_n)
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Space))
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Is))
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Space))
                                (TransArg (\(Toekenning a b) -> b) expressie2Expressie_n))))))
uitvoeren2Uitvoeren_nRule     = PutCtor uitvoeren2Uitvoeren_nArrow Uitvoeren_n
uitvoeren2Uitvoeren_nArrow    = TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Voer))
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Space))
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Uit))
                                (TransArrow (TransIntr (\_ -> \f -> f Space))
                                (TransArg (\(Uitvoeren a) -> a) expressie2Expressie_n))))


identifier2Identifier_n       = TransRule (noCheck, identifier2Identifier_nRule) EndRule
identifier2Identifier_nRule   = PutCtor identifier2Identifier_nArrow Identifier_n
identifier2Identifier_nArrow  = TransIntr (\x -> \f -> f ((\(Identifier a) -> a) x))
```
Codevoorbeeld 6-12

De transformatie terug, van $\texttt{Wetteksten}_{CST}$ naar $\texttt{Wetteksten}_{AST}$, kan op dezelfde wijze gedefinieerd worden. De de-decoratie van `Toekenningen` en `Identifiers` is weergegeven in Codevoorbeeld 6-13. Deze transformatie is #3 uit Figuur 6-1.

```
toekenning_n2Toekenning       = TransRule (pToekenning', toekenning_n2ToekenningRule)
                                (TransRule (pUitvoeren', uitvoeren_n2UitvoerenRule) EndRule)
toekenning_n2ToekenningRule   = PutCtor toekenning_n2ToekenningArrow Toekenning
toekenning_n2ToekenningArrow  = TransArrow (TransArg (\(Toekenning_n _ _ i _ _ _ e) -> i)
                                     identifier_n2Identifier)
                                (TransArg (\(Toekenning_n _ _ i _ _ _ e) -> e)
                                     expressie_n2Expressie)

uitvoeren_n2UitvoerenRule     = PutCtor uitvoeren_n2UitvoerenArrow Uitvoeren
uitvoeren_n2UitvoerenArrow    = TransArg (\(Uitvoeren_n _ _ _ _ e) -> e) expressie_n2Expressie

identifier_n2Identifier       = TransRule (noCheck, identifier_n2IdentifierRule) EndRule
identifier_n2IdentifierRule   = PutCtor identifier_n2IdentifierArrow Identifier
identifier_n2IdentifierArrow  = TransIntr (\x -> \f -> f ((\(Identifier_n a) -> a) x))
```
Codevoorbeeld 6-13

6.6 Transformatie van Wetteksten_{AST} naar While_{CST}

De vorige transformaties zijn allemaal binnen hetzelfde domein gebleven namelijk het Wettekstendomein. In Figuur 6-1 transformeert transformatie #5 de kennis uit het Wettekstendomein naar het technische domein van de softwareontwikkelaars. Deze transformatie is lastiger dan de transformatie tussen $\texttt{Wetteksten}_{AST}$ en $\texttt{Wetteksten}_{CST}$. Er is namelijk geen één op één relatie tussen de $\texttt{Wetteksten}_{AST}$ en $\texttt{While}_{AST}$.

De transformatie van $\texttt{Wetteksten}_{AST}$ naar $\texttt{While}_{AST}$ is gedefinieerd in de transformatietaal. De transformatieregels voor dezelfde types uit Codevoorbeeld 6-12 zijn weergegeven in Codevoorbeeld 6-14. Voor het doelplatform wordt ervan uitgegaan dat er een soort van query-tool/object is wat entiteiten retourneert op basis van het meegegeven type. Het object kan bij het uitvoeren een restrictieparameter hebben die de selectie van de entiteiten bepaald.

```
toekenningen2Stmt     = TransRule (pEnkel, toekenning2StmtRule)
                        (TransRule (pMeer, toekenningen2StmtRule) EndRule)
toekenning2StmtRule   = PutCtor toekenning2StmtArrow Stmt
toekenning2StmtArrow  = TransArg enkel1 toekenning2Expr
toekenningen2StmtRule = PutCtor toekenningen2StmtArrow Comp
toekenningen2StmtArrow= TransArrow (TransArg meer1 toekenning2Expr)
                        (TransArg meer2 toekenningen2Stmt)
toekenning2Expr       = TransRule (pToekenning, toekenning2ExprRule)
                        (TransRule (pUitvoeren, uitvoeren2ExprRule) EndRule)
toekenning2ExprRule   = PutCtor toekenning2ExprArrow Assign
toekenning2ExprArrow  = TransArrow (TransArg toekenning1 identifier2Var)
                        (TransArgP toekenning2 expressie2Expr' Expr')

identifier2Var        = TransRule (noCheck, indentifier2VarRule) EndRule
indentifier2VarRule   = PutCtor indentifier2VarArrow Var
indentifier2VarArrow  = TransIntr (\x -> \f -> f ((\(Identifier a) -> a) x) )
```
Codevoorbeeld 6-14

Het resultaat na de transformatie #8 en #6 uit Figuur 6-1 is weergegeven in Codevoorbeeld 6-15 en Codevoorbeeld 6-16. In beide voorbeelden is te zien dat in het `IfC`-statement een leeg statement is geprint. Het lege statement wordt door de transformatie toegevoegd. In de transformatie is het vanwege de verwijderde linksrecursie makkelijker om eerst een leeg statement te plaatsen waarna altijd een instantie van het type `Stmt` kan worden geplaatst.
In Codevoorbeeld 6-16 is twee keer een toekenning gedaan aan `VOID`. De rede hiervoor is dat in de `While`-taal geen ruimte is voor een procedureaanroep zonder het resultaat op te vangen. De toekenning aan `VOID` kan worden gezien als het niet hebben of het negeren van het resultaat.

```
Proc partnerInHuishouden (huishouden)
Begin
lQuery := Voer uit QueryCreate(huishouden).
lResult := Voer uit lQuery(huishoudenDeelnameRol=="Partner").
Als lResult.Size()==1 Dan
        .
        partnerInHuishouden := lResult
Anders
        Als lResult.Size()==0 Dan

        Anders

        End Als

End Als

End
```
Codevoorbeeld 6-15 - Het partner in huishouden voorbeeld uit Appendix D na pretty-print van While$_{CST}$

```
Proc teBeeindigenHuishouden (burger)
Begin
lQuery := Voer uit QueryCreate(huishouden).
lResult := Voer uit lQuery(HuishoudenAanvrager==burger).
Als lResult.Size()==1 Dan
        .
        VOID := Voer uit attenderenAchterblijvendePartner(lResult).
        VOID := Voer uit beeindigGeldigheidHuishouden(lResult)
Anders
        Als lResult.Size()==0 Dan

        Anders

        End Als

End Als

End
```
Codevoorbeeld 6-16 - Het beëindigen huishouden voorbeeld uit Appendix D na pretty-print van While$_{CST}$

6.7 Voorbeeldtransformatie van de Wettekstentaal naar de While-taal

De twee voorbeelden uit Appendix D die in dit hoofdstuk zijn gebruikt, zijn gedefinieerd in $Wetteksten_{AST}$ waarna de verschillende transformaties erop zijn uit gevoerd. In deze laatste sectie wordt de taaltransformator gebruikt vanuit de gebruikersrol, in dit geval de belastingsexpert. Als voorbeeld wordt Codevoorbeeld 6-17 gebruikt.

```
De relevante besturing is de Besturing betaaladviezen met
Besturing betaaladviezen.toeslagregeling gelijk aan regeling
Indien gevonden
       Het laatste vrijgavejaar is relevante besturing.vrijgavejaar
       De laatste vrijgavemaand is relevante besturing.vrijgavemaand
       De datum afgifte vrijgave is relevante besturing.datum afgifte
Indien niet gevonden
       Het laatste vrijgavejaar is 2005
       De laatste vrijgavemaand is 1
       De datum afgifte vrijgave is de eerste dag van het jaar van laatste vrijgavejaar
Indien geval niet uniek
Einde declaratie
```

Codevoorbeeld 6-17 - 2.4 laatst vrijgegeven betaalmaand uit Beschrijving van businessconcept Bepalen Betaaladvies van 2009-01

Wanneer de code uit Codevoorbeeld 6-17 herschreven wordt naar de syntaxis van $Wetteksten_{CST}$ ontstaat de code die weggegeven is in Codevoorbeeld 6-18. Die code kan geparseerd worden en zo ontstaat een $Wetteksten_{CST}$-syntaxisboom die weergegeven is in Appendix E in Codevoorbeeld 8-1. In dat appendix zijn ook alle tussenresultaten van de verschillende transformaties te zien beginnend bij de definitie uit Codevoorbeeld 6-17. In Codevoorbeeld 6-19 is de uiteindelijke representatie in tekstuele representatie in $While_{CST}$ te zien. De gebruikte transformaties zijn de transformaties uit Figuur 6-1 om van de tekstuele representatie in $Wetteksten_{CST}$ tot een tekstuele representatie in $While_{CST}$ te komen.

```
De relevanteBesturing Is De besturingBetaalAdviezen Met BesturingBetaalAdviezenToeslagregeling
Is Regeling
Indien Gevonden
       De laatsteVrijgavejaar Is relevanteBesturingVrijgavejaar.
       De laatsteVrijgagemaand Is relevanteBesturingVrijgagemaand.
       De datumAfgifteVrijgage Is relevanteBesturingDatumAfgifte
Indien Niet Gevonden
       De laatsteVrijgavejaar Is tweeDuizendVijf.
       De laatsteVrijgagemaand Is een.
       De datumAfgifteVrijgave Is eersteDagVanHetJaarVanHetLaatsteVrijgavejaar
Indien Niet Uniek

Einde Declaratie
```

Codevoorbeeld 6-18 – Definitie uit Codevoorbeeld 6-17 in tekstuele representatie $Wetteksten_{CST}$

```
Proc relevanteBesturing (besturingBetaalAdviezen)
Begin
lQuery := Voer uit Query.Create(besturingBetaalAdviezen).
lResult := Voer uit lQuery(BesturingBetaalAdviezenToeslagregeling==Regeling).
Als lResult.Size()==1 Dan
       .
       laatsteVrijgavejaar := relevanteBesturingVrijgavejaar.
       laatsteVrijgagemaand := relevanteBesturingVrijgagemaand.
       datumAfgifteVrijgave := relevanteBesturingDatumAfgifte
Anders
       Als lResult.Size()==0 Dan
              .
              laatsteVrijgavejaar := tweeDuizendVijf.
              laatsteVrijgagemaand := een.
              datumAfgifteVrijgave := eersteDagVanHetJaarVanHetLaatsteVrijgavejaar
       Anders

       End Als

End Als

End
```

Codevoorbeeld 6-19 – Definitie uit Codevoorbeeld 6-17 in tekstuele representatie $While_{CST}$

In Codevoorbeeld 6-19 is de uiteindelijke technische code te zien als geprinte $While_{CST}$-taal. De volledige transformatie van de tekstuele representatie in $Wetteksten_{CST}$ naar de tekstuele representatie van $While_{CST}$ gebruikt vijf stappen (de nummers tussen haakjes zijn de transformatienummers uit Figuur 6-1):

1. Parseren, van tekst naar $Wetteksten_{CST}$ (#2).
2. De-decoratie, van $Wetteksten_{CST}$ naar $Wetteksten_{AST}$ (#4)
3. Syntaxistransformatie, van $Wetteksten_{AST}$ naar $While_{AST}$ (#5)
4. Decoratie, van $While_{AST}$ naar $While_{CST}$ (#8)
5. Pretty-printen, van $While_{CST}$ naar tekst (#6)

De volledige transformatie is weergegeven Codevoorbeeld 6-20 in pseudo functionele code. Hierbij moet worden gezegd dat de parser niet direct een grammatica-instantie oplevert, maar een lijst met mogelijke parseerresultaten met de restinvoer. De gebruikte `gParse`-functie is deterministisch, dus de lijst is leeg of bevat één element.

```
WettekstenTekst2WhileTekst invoer = (gPrettyPrint` o (transEval decl2DeclC) o
                                    (transEval statement2Decl) o
                                    (transEval declaratie_n2Statement) o gParse`) invoer
```

Codevoorbeeld 6-20

De functie `WettekstenTekst2WhileTekst` transformeert invoer die voldoet aan $Wetteksten_{CST}$ naar tekst die voldoet aan $While_{CST}$. Deze functie is in het prototype niet mogelijk door de scheiding van de transformatietaal in Haskell en grammaticadefinitie in Clean.

7 Gerelateerd werk

In dit hoofdstuk worden een aantal onderzoeksprojecten behandeld die ingezet kunnen worden als oplossing of deeloplossing voor het communicatieprobleem. De taaltransformator uit dit onderzoek bestrijkt twee onderzoeksgebieden namelijk de presentatie aan de gebruiker en de vertaling naar een andere representatie. In de literatuur is een duidelijke scheiding aanwezig tussen die twee onderzoeksgebieden. Daarom worden de twee gebieden apart behandeld. Dit hoofdstuk eindigt met twee tools die zowel grammaticapresentatie en grammaticatransformatie in zich hebben.

7.1 Taaltransformatie en compilatie

In de introductie is gezegd dat het onderzoek dicht bij de compilerwereld ligt, maar niet voldoende aansloot bij het probleem van dit onderzoek. In het onderzoek zijn wel methodes gebruikt die afstammen uit de compilerwereld.

Een belangrijk deel van een compiler is de parser die zinsstructuren herkent en omzet naar een boomstructuur. Twee tools die veel worden gebruikt in de compilerwereld om parsers te genereren zijn Yacc (Yet Another Compiler Compiler) [11] en Bison [8]. In deze sectie wordt niet ingegaan op de verschillen tussen de tools, maar wordt op de achterliggende gedachte en technieken ingegaan.
Beide tools gebruiken een BNF-stijl grammatica als invoer en creëren een programma in C of C++ code dat tekst kan herkennen en een boomstructuur oplevert. Op de boomstructuur kunnen semantische acties worden gedefinieerd die worden uitgevoerd zodra een passende nodestructuur ontstaat. Het gegenereerde programma is meer dan een parser alleen, het compileert en herschrijft ook de uitvoer.
Het verschil tussen onze transformator en de Yacc/Bison compilers is dat in de taaltransformator uit deze scriptie het parseren en herschrijven gescheiden is. Het herschrijven is in een aparte transformatie beschreven. Het doel en idee van de parsers is wel hetzelfde: beide methodes genereren op basis van een grammatica de parser. De strategie achter de parser is echter wel verschillend. Een Yacc of Bison parser gebruikt een parsetabel waarin wordt aangegeven welke grammaticaregel moet worden uitgevoerd in een bepaalde status bij een bepaald karakter. Yacc en Bison gebruiken een LR strategie (rechts afleidende). De generische parser is een recursieve top-down parser (Recursive Decent Parser) die recursief functie-instanties aanroept en zo de structuur van de grammatica volgt. Een recursieve top-down parser gebruikt een LL strategie (links afleidende). De verschillende strategieën resulteren in andere klassen van talen die geparseerd kunnen worden. Yacc en Bison hebben met hun LR strategie geen last van linksrecursie.
De taaltransformator staat ongeveer gelijk aan Yacc of Bison, de tool neemt een grammatica als invoer en levert een functie of programma op die tekst vertaalt naar een boomstructuur. Yacc en Bison zijn alleen bedoeld voor het herschrijven van de invoer naar uitvoerbare code, terwijl de taaltransformator de zinstructuur intact houdt en transformaties in een later stadium toelaat. Yacc en Bison parsers/compilers zijn meer geschikt voor het herschrijven van statische talen. In dit onderzoek zou een Yacc of Bison compiler geschreven kunnen worden voor de transformatie van de ASTs of voor een specifieke CST naar AST. De compositie van transformaties uit dit onderzoek is ook mogelijk met Yacc en Bison, alleen moeten de interne syntaxisbomen steeds geprint en geparseerd worden.

In het onderzoek is voor een modelleeraanpak gekozen. In de modelleerwereld zijn verschillende tools die modeltransformaties mogelijk maken. In de inleiding is te zien dat de terminologie uit modelleerwereld te transformeren is naar de programmeerwereld en daarom kunnen de technieken uit de modelleerwereld gebruikt worden voor dit onderzoek. Een modeltransformatie kan worden gezien als een grammaticatransformatie. In deze paragraaf wordt de terminologie uit de modelleerwereld gebruikt.
De Object Management Group (OMG) heeft in 2003 een concept voor Query/View/Transformation (QVT) opgeleverd [23]. Voorafgaand aan die aanbeveling zijn aantal andere varianten met een zelfde

soort methodiek gemaakt [12, 17, 23]. De QVT-achtige modeltransformatoren gebruiken drie elementen: queries, views en transformaties. Een query levert een aantal objecten uit het model op, een view is een representatie binnen het model en een transformatie koppelt twee views elkaar en zet waardes over van de bron naar het doel.
Transformaties zijn beschreven in een eigen taal die geïntegreerd is een hosttaal, bij Tefkat is dat bijvoorbeeld Java. Hierdoor kan in de transformatieregels gebruik gemaakt worden van de hosttaal.
QVT-achtige modellen zijn gebaseerd op een metamodel-architectuur, veelal de Meta Object Facility (MOF). De modeltransformatoren gebruiken XMI (XML Metadata Interchange) als invoer. XMI is het metamodel voor modeldefinities. Als een QVT-achtige modeltransformatie gebruikt was voor dit onderzoek, dan hadden de grammatica's en ook de grammaticadefinitie in XMI gedefinieerd moeten worden.

Als laatste zijn er nog verschillende taaltransformatietools die een zelfde splitsing hebben als de taaltransformator uit dit onderzoek namelijk een scheiding tussen grammaticadefinitie en grammaticatransformatie/termherschrijving. Twee voorbeelden van dergelijke tools zijn ASF+SDF [5] en Stratego/XT [28].
ASF+SDF gebruikt het Syntax Definition Formalism (SDF) waarin de grammatica gedefinieerd kan worden. Op een soortgelijke manier als Yacc wordt een parser gegenereerd die alle mogelijke boomstructuren oplevert, de parser is dus niet deterministisch. Een filter kan alle irrelevante bomen uit het resultaat filteren. De boomstructuur bestaat uit ATerms, wat geannoteerde datastructuren zijn. Om de syntaxisboom te transformeren wordt het Algebraic Specification Formalism (ASF) gebruikt. ASF is een notatie om herschrijfregels in te definiëren.
Stratego/XT maakt net als ASF+SDF gebruikt van SDF voor de grammaticadefinitie. Voor het herschrijven van de syntaxisboom wordt de taal Stratego gebruikt en een set transformatietools die XT wordt genoemd.
Beide tools maken gebruik van dezelfde grammaticadefinitietool, maar gebruiken een ander herschrijfsysteem. In beide tools kan de gecreëerde syntaxisboom worden geprint met een zogenaamde unparser (ofwel pretty-printer). Deze twee tools komen het beste overeen met de gecreëerde taaltransformator.

7.2 Informatiepresentatie

Om informatie of kennis aan gebruiker te presenteren zijn natuurlijke talen gebruikt. De taaltransformator en tools zoals ASF+SDF en Stratego/XT gebruiken een pretty-printer om de informatie te presenteren. In alle drie de tools zijn zowel de invoer als de uitvoer in ASCII tekst. De gebruiker kan deze lezen of bewerken in een willekeurige tekstverwerker.
In de introductie is de afweging tussen grafische en tekstuele modellen behandeld en de keuze is gevallen op tekstuele modellen. Maar in sommige gevallen is het handig om meer presentatiemogelijkheden te hebben dan tekst alleen.
In zijn proefschrift [26] heeft Martijn Schrage een presentatiegerichte editor gepresenteerd voor gestructureerde documenten. Deze editor kan grafische representaties maken aan de hand van het type van de invoer. Enkele voorbeelden hiervan zijn: het tekenen van lijnen, het plaatsen van figuren en het aanpassen van fonts.
De tekstuele invoer en uitvoer van de taaltransformator kan door Proxima worden voorzien van extra opmaak. Zo kunnen koppen worden voorzien van een groter of vetter font, kunnen er lijnen getekend worden die scheidingen aangeven of kunnen wiskundige formules opgemaakt worden in wiskundige representatie. Deze toevoeging zal de uitvoer voor de gebruiker duidelijker maken. Door een tool als Proxima kan de presentatiegrammatica nog beter aansluiten bij het gebruikte jargon.

7.3 Taalcreatie en taaltransformatie

Tot slot worden twee tools bekeken die het hele informatietransformatiedomein bestrijken. Deze tools consumeren gebruikersinvoer en kunnen de invoer transformeren naar een andere representatie. De tools waar naar gekeken wordt zijn Cheetah van Capgemini BAS B.V. en de Domain Workbench tool [27] van Intentional Software Corporation.

De tool Cheetah is een taaltransformator waarin een grammatica gemodelleerd kan worden. De grammatica kan in verschillende niveaus worden gedefinieerd, waardoor de verschillende niveaus her te gebruiken zijn. Op basis van de grammatica wordt door de tool een editor getoond waarmee de gebruiker op een gestructureerde manier de grammatica kan invullen. Naast de editor kan de tool door middel van transformatoren de gemaakte zinnen/definities transformeren naar het gewenste doelplatform. De uitvoer van de transformator is tekst. Het is niet mogelijk om tussen twee grammatica's te transformeren. Er zijn wel verschillende representaties mogelijk als uitvoer na een transformatie zoals executeerbare code of documentatie.
Als laatste wordt naar de Domain Workbench tool [27] gekeken. In deze tool zijn verschillende domein te definiëren. Een domein wordt gedefinieerd door er een schema voor te maken, een soort grammatica, in dat schema staat hoe elementen uit het domein eruit zien. In een uitdrukking kunnen verschillende domeinschema's worden gebruikt. Door het invullen van de schema's ontstaan ASTs. Een representatie van een AST wordt door de auteurs een projectie genoemd. Naast de verschillende schema's zijn transformaties te definiëren die projecties van ASTs transformeren naar een ander domein, waardoor een andere projectie ontstaat. Zoals bij de taaltransformator uit dit onderzoek is bij de Domain Workbench tool de AST ook leidend voor alle representaties/projecties. De Domain Workbench tool heeft niet alleen een statische projectie, maar ook een WYSIWYG (What You See Is What You Get) editor. Hierin kan de gebruiker in haar projectie haar gegevens bewerken. De WYSIWYG lijkt sterkt op de editor van Proxima en kan dicht bij het gebruikte jargon liggen. Daarnaast kan de tool overweg met partiële ASTs, waardoor meerdere domeinen samen één AST kunnen vullen.

8 Conclusie

In deze scriptie is aangetoond dat verschillende transformaties, zoals tussen syntaxisbomen en tekst en tussen twee syntaxisbomen, mogelijk zijn met behulp van functionele programmeertalen. In dit laatste hoofdstuk worden de resultaten van de creatie van de taaltransformator, die deze taaltransformatie mogelijk maakt, geëvalueerd om te kijken wat dit onderzoek heeft bijgedragen aan het vakgebied. Tot slot worden interessante punten gegeven die tot vervolgonderzoek kunnen leiden.

8.1 Evaluatie

Het onderzoek heeft uit twee delen bestaan die samen een verbetering in het softwareontwikkelingsproces beogen, door bij te dragen aan de oplossing van het communicatieprobleem tussen verschillende domeinexperts. Het eerste deel bestaat uit het modelleren van een domeingebied tot een grammatica en het tweede deel uit het transformeren van grammatica-instanties naar een andere representatie. Het transformeren is op twee manieren mogelijk: tussen tekst en grammatica of tussen twee grammatica's.

8.1.1 Grammaticacreatie

De grammatica's voor de taaltransformator zijn in dit onderzoek in ADTs of GADTs beschreven. In beide datatypes is het mogelijk om de volgorde van taalelementen vast te leggen. De types zijn non-terminals en de dataconstructoren kunnen zowel non-terminals als terminals zijn. Dat laatste komt voort uit de aard van de functionele programmeertalen. Immers elke type-instantie, van een ADT of GADT, moet een dataconstructor hebben en zodoende ontstaat bij de verwijzing naar een andere non-terminal een extra dataconstructor. Een voorbeeld van een non-terminaldatatype is de dataconstructor `Meer` van het type `Meerdere a`, een voorbeeld van een terminaldatatype is de dataconstructor `Als` van het type `Als`.
De keuze tussen ADTs of GADTs heeft te maken met het gebruik van het datatype. Bij een ADT moeten de types van alle argumenten beschreven zijn bij de definitie van het datatype. Bij een GADT daarentegen mogen types opengelaten worden en worden ze door de type-instantie bepaald. De transformatietaal uit Sectie 5.3.2 is niet met ADTs te beschrijven vanwege het veranderende resultaattype van elke transformatiestap. GADTs zijn vooralsnog niet mogelijk in Clean maar in Haskell kunnen op een GADT weer geen generische functies worden gedefinieerd op de wijze waarop generische functies te definiëren zijn in Clean en Haskell. Met andere generische werkwijzen zijn generische functies op GADTs wel mogelijk [25].
In het onderzoek is gekozen om de abstracte en concrete grammatica te definiëren in ADTs omdat op een ADT generische functies kunnen worden gedefinieerd. De transformatietaal is in GADTs gedefinieerd vanwege de veranderende types bij elke transformatiestap.

Het beschrijven van een grammatica kan aan de hand van de regels/grammatica voor ADTs of GADTs. De keuze voor het soort datatype is afhankelijk van het doel van de grammatica. Als de grammatica gebruikt wordt in generische functies dan moet voor ADTs worden gekozen. Voor het interpreteren van de grammatica, zoals de transformatietaal, krijgt een GADT de voorkeur omdat op basis van de instantie het uiteindelijke type wordt bepaald.

8.1.2 Grammaticatransformatie

In dit onderzoek worden twee soorten transformaties onderscheiden. Ten eerste de transformatie tussen een syntaxisboom en tekst en ten tweede de transformatie tussen twee syntaxisbomen.

8.1.2.1 Pretty-printing en parsing

De transformatie tussen een syntaxisboom en tekst is tweezijdig namelijk de transformatie van een syntaxisboom naar tekst (dit wordt pretty-printen genoemd) en de transformatie van tekst naar een syntaxisboom (dit wordt parsing genoemd).

In dit onderzoek is de pretty-print-functie eerst handmatig geschreven; de resultaten neigden naar een generische aanpak en daarvoor is ook gekozen. Voor de dataconstructoren die een terminalwaarde representeren moeten pretty-print-instanties worden gedefinieerd die de terminalwaarde opleveren. Bijvoorbeeld voor leestekens en dataconstructoren die woorden representeren zoals `Als` en `Dan`. Hierna kan de functie voor ADTs worden afgeleid en kunnen instanties worden geprint.
De naam pretty-printing heeft het woord “pretty” in zich wat aangeeft dat de uitvoer “mooi” moet zijn, maar dat is zonder extra toevoegingen niet het geval. Een standaard generische printfunctie zal zichzelf recursief aanroepen, alle uitvoer wordt achter elkaar gezet en er wordt geen rekening houden met de opmaak van de tekst. Tekst zonder opmaak is minder goed leesbaar, programmacode wordt bijvoorbeeld duidelijker door het inspringniveau van de regels. Zo is het bij het taalelement `IfC` duidelijker als de woorden `Als` en `Anders` op hetzelfde inspringniveau staan. Dit is niet geval bij een afgeleide generische functie voor het type `Stmt`, waar `IfC` deel van uitmaakt.
Om woorden zoals `Als` en `Anders` op hetzelfde inspringniveau te printen moet een functie-instantie geschreven worden voor het type `Stmt` die met het inspringniveau rekening houdt. Wanneer functies zoals deze gedefinieerd zijn kan de uitvoer wel opgemaakt worden. Maar het definiëren van veel functie-instanties past echter niet bij het generisch programmeren: er wordt alsnog specifiek aangegeven wat met welke types moet gebeuren. Daarnaast moeten in Clean nog wat trucs uitgehaald worden om de generische functie generiek te houden. Het is namelijk in Clean niet mogelijk om andere generische functies aan te roepen in een generische functie.
Het generiek specificeren van de pretty-printer ten opzichte van een volledig handgeschreven variant heeft voordelen: alle eenvoudige instanties en constructies kunnen, na eenmalig gedefinieerd te zijn, worden afgeleid. Voor specifieke wensen en eisen is kennis van het gebruikte generische raamwerk nodig om het doel te bereiken.

Naast de generische pretty-printer is voor het herkennen van tekst een generische parser geschreven. Voor de generische parser gelden dezelfde eigenschappen als voor de pretty-printer, alleen van tekst naar een boomstructuur. In plaats van een dataconstructor als tekst te printen wordt op basis van tekst een dataconstructor gecreëerd.
Bij het definiëren van de generische parser wordt nog verder van de generische gedachte afgeweken. De parser zou de inverse van de pretty-printer moeten zijn, dus alle handelingen die voor de pretty-printer zijn gedaan moeten ook voor de generische parser worden gedaan in omgekeerde volgorde. Daarnaast kunnen parsers vaak overweg met extra karakters die er niet toe doen, zoals witruimte. Maar de generische parser parseert precies wat gedefinieerd is en moet ook precies de instanties opleveren die gevraagd zijn, dus ook gedefinieerde witruimte in de concrete grammatica. Als een datatype `NewLine` geparseerd moet worden dan moet de parser `"\r\n"` consumeren. De generische parser kan niet overweg met extra of uitbrekende witruimte, wat het schrijven van invoer voor de parser lastig maakt.
Om extra of ontbrekende karakters te kunnen parseren moet de parser worden uitgerust met extra functie-instanties. Op dit punt wordt de generische wereld losgelaten: elke instantie wordt alsnog specifiek gedefinieerd. Een andere mogelijkheid om extra of ontbrekende karakters te kunnen parseren is het definiëren van een specifieke grammatica voor het parseren waarin bepaalde karakters altijd genegeerd worden. Voor deze aanpak moeten twee grammatica’s worden gedefinieerd: één om te printen en één om te parseren. Ook is een transformatie tussen die grammatica’s nodig.
Het generiek specificeren van een parser voor een grammatica, waar de invoer “los” voor geschreven kan worden met dus extra of ontbrekende witruimte, is minder geschikt. Voor die parser moeten veel specifieke instanties geschreven worden, waardoor het generische raamwerk niet of nauwelijks gebruikt wordt. Voor het specificeren van een parser voor een taal die exact geschreven moet zijn, is een generische parser wel geschikt omdat een generische parser precies parseert wat gedefinieerd is. Voor de AST zelf als interne representatie of ontkoppeling bijvoorbeeld. Extra functionaliteit buiten de grammatica om betekent dat van de generische gedachte wordt afgeweken.

8.1.2.2 Syntaxistransformaties

De tweede transformatievorm in dit onderzoek is de transformatie tussen twee grammatica's ofwel syntaxistransformatie. Hierin worden grammatica-instanties herschreven naar een andere grammatica. In het herschrijven worden twee varianten onderkend: het decoreren van een grammatica en het herschrijven naar een andere grammatica. In beide gevallen zijn de grammatica's isomorf.
Voor syntaxistransformaties is een taal ontworpen die elementsgewijs de doelgrammatica kan vullen vanuit een brongrammatica. Deze taal is in een GADT gedefinieerd. De grammatica is zo gedefinieerd dat deze door een evaluatiefunctie ingelezen kan worden en een transformatiefunctie oplevert van een brongrammatica naar een doelgrammatica. De taal is regelgebaseerd en relateert op het hoogste niveau twee types, ofwel grammatica's, met elkaar. Daaronder moet per dataconstructor een transformatieregel gedeclareerd worden die de broninstantie transformeert naar de doelinstantie.
Het uitvoeren van de transformatietaal gebeurt door het evalueren van Arrows. Dat betekent dat elke transformatiestap door de evaluatiefunctie wordt omgezet in een Arrow. Deze Arrows worden door middel van combinators gecombineerd. De transformatie eindigt door de juiste dataconstructor voor de opgebouwde Arrow te plaatsen. Zo ontstaat een instantie van het doeltype.

Met de transformatietaal kunnen grammatica's eenvoudig gedecoreerd of geconcretiseerd worden. Dit kan omdat de brontaal en doeltaal isomorf zijn en dicht bij elkaar liggen. De decoratie bestaat uit het toevoegen van witruimte, leestekens en woorden. Zo ontstaat een transformatie van een abstracte naar een concrete syntaxis. De transformatie de andere kant op, van een concrete naar een abstracte syntaxis, werkt op dezelfde manier alleen worden dan elementen in de bron genegeerd.

De transformatie tussen verschillende grammatica´s (syntaxistransformatie), bijvoorbeeld tussen de Wettekst-taal en een programmeertaal, wordt gedefinieerd op de abstracte syntaxis van beide talen. Deze talen hebben een overlappend uitdrukkingsgebied en zijn isomorf, maar liggen verder uit elkaar dan bij de decoratie van een grammatica. Een syntaxistransformatie hoeft niet per definitie omkeerbaar te zijn. Een transformatie naar een stuk documentatie is bijvoorbeeld niet omkeerbaar.
Syntaxistransformaties zijn ook mogelijk met de transformatietaal, maar lastiger dan de decoratie van een syntaxis. Er is immers geen één-op-één relatie tussen de brongrammatica en de doelgrammatica. Daarom moeten eerst de gewenste taalstructuren in de doeltaal bekend zijn: hoe moeten instanties van de brontaal in de doeltaal eruit komen te zien? Op basis daarvan kan de transformatie geschreven worden.

De transformatietaal transformeert op basis van dataconstructoren en dat maakt het soms lastig om een transformatie te specificeren. Het transformeren van meerdere non-terminals achter elkaar bijvoorbeeld. De transformatiefunctie plaatst na elke transformatieregel een dataconstructor en hierbij moet worden nagedacht welke dataconstructor wanneer wordt geplaatst. Bijvoorbeeld in een transformatie naar het type `Expr v e` vanuit een `Expressie a`, daarin worden twee dataconstructoren geplaatst namelijk `Expr'` en de dataconstructor voor het huidige element. Of bij de creatie van meerdere elementen bij de dataconstructor `Comp`, daarbij is het handig om eerst een leeg `Stmt`` te creëren waarna er altijd een instantie van `Stmt` komt. Dus eerst een `Comp Skip` creëren en het volgende argument transformeren naar een `Stmt`.

De transformatietaal is krachtig genoeg om beide transformatievarianten vast te kunnen leggen en uitvoerbaar te maken. De taal is echter gemodelleerd in een GADT en daardoor kan geen gebruik worden gemaakt van generische functies. Het is dus niet mogelijk om een generische pretty-printer of parser voor de transformatietaal af te leiden.
Het maken van een handgeschreven pretty-printer of parser voor de taal is een tijdrovende bezigheid. Alle functietypes die gebruikt worden moeten worden voorzien van een label. Die labels worden dan geprint en/of geparseerd. Alle gelabelde functies zijn eenvoudige functies die of het `n`-de argument opleveren of een dataconstructor controleren. Deze functies moeten allemaal met de hand geschreven en gelabeld worden. Daardoor is het schrijven van een pretty-printer en parser meer werk dan het direct uitschrijven van de transformatie.

De conclusie is dat met een bron- en doelgrammatica en een transformatiegrammatica is aangetoond dat verschillende domeinexperts over hetzelfde domein kunnen communiceren in hun eigen jargon. De transformaties maken het mogelijk om de vastgelegde kennis te transformeren naar het desbetreffende domeingebied.
Speciale grammatica's en transformaties maken het mogelijk om abstracte kennis duidelijk aan de gebruiker beschikbaar te stellen. Deze kennis kan op zijn beurt weer geparseerd en getransformeerd worden naar een ander domeingebied.

De transformatietaal met bijbehorende taaltransformator uit dit onderzoek maakt de twee transformatievarianten mogelijk. Door gebruik te maken van de taaltransformator met verschillende grammatica's kan het communicatieprobleem worden verkleind.

8.2 Contributie

De contributie van dit onderzoek is de taaltransformator die datatypes kan herschrijven. De transformator breekt datatypes open en bouwt stapsgewijs nieuwe instanties op basis van functiecompositie. Naast de transformator zijn, op basis van de grammatica in ADTs, generische functies gedefinieerd die een ADT-instantie kunnen printen of parseren.
In deze scriptie is de types-als-grammatica-aanpak verder geëxploreerd en op die wijze is een executeerbare transformatietaal ontworpen. Deze taal is beschreven in een GADT en is met bijbehorende evaluatiefuncties uitvoerbaar.
De taaltransformator en grammaticadefinities zijn in twee functionele programmeertalen gebouwd: Clean en Haskell. Het geheel is een proof-of-concept om te laten zien dat een dergelijk concept in functionele programmeertalen kan worden gebouwd.

De methode van dit onderzoek is technisch van aard: de transformaties zijn beschreven met een combinatie van functies en Arrows. Daardoor is het definiëren van transformaties alleen weggelegd voor functioneel programmeurs. Het maken van grammaticadefinities is mogelijk door mensen die enige kennis hebben van het maken van grammaticadefinities, omdat de grammaticadefinitie sterk op (E)BNF lijkt. Er ontstaat een scheiding tussen grammaticadefinitie en transformatiedefinitie.
Echter wanneer de transformatietaal gerepresenteerd kan worden als tekst en de creatie van de bijbehorende pretty-printers en parsers gerealiseerd wordt, dan is het mogelijk om de transformaties in hun eigen taal te definiëren. Het gevolg daarvan is dat de transformatiebouwers alleen de transformatietaal hoeven te kennen.
Concluderend, de grammatica's zijn met enige kennis van grammaticadefinitietalen te beschrijven. Voor de transformatiedefinities daarentegen is kennis nodig van functionele programmeertalen.

8.3 Vervolgonderzoek

In deze scriptie is aangetoond dat met functionele programmeertalen een basis voor een taaltransformator kan worden gelegd. Tijdens de creatie van de grammatica's en de transformator zijn keuzes gemaakt die mogelijk anders hadden gekund en zijn nieuwe ideeën opgedaan. Daarom eindigt deze scriptie met een aantal suggesties voor vervolgonderzoek.

Het eerste punt voor vervolgonderzoek is het toestaan van linksrecursieve grammatica's. In [4] is een methode getoond om linksrecursie op parserniveau op te lossen. Door deze methode toe te passen op de types-als-grammatica-aanpak worden de grammatica's eenvoudiger. Het is dan niet nodig om extra types te definiëren die "links" en "rechts" identificeren, zoals de types `Expr'` (links) en `Expr` (rechts).

Op dit moment moeten alle transformaties specifiek worden gedefinieerd. De inverse van sommige transformaties is op papier eenvoudig af te leiden, bijvoorbeeld de inverse van de decoratie van een grammatica. In dit onderzoek is de Arrow-klasse gebruikt om de transformatie te definiëren. In [3] heeft Alimarine laten zien dat door middel van de BiArrow-klasse de inverse automatisch afgeleid kan worden. Een interessante vraag die gesteld kan worden is of het mogelijk is om de gebruikte

transformatietaal aan te passen zodat deze gebruik maakt van de BiArrow-klasse en dat daardoor de inverse van een transformatie afgeleid kan worden.

Een andere suggestie heeft betrekking op de transformatie naar een andere grammaticadefinitie. In imperatieve programmeertalen werkt men vaak met templates [18]. Een template is een vooraf gedefinieerd model met daarin een aantal open plekken. Deze open plekken kunnen door de transformatie worden gevuld. Met deze aanpak kan de transformatie tussen talen die verder uit elkaar liggen vereenvoudigd worden. De transformatie van een domeinspecifieke taal naar een programmeertaal bijvoorbeeld. In de programmeertaal zijn veelal meer grammaticaregels en woorden nodig om dezelfde uitdrukking vast te leggen. In de transformatietaal, zoals die nu is, zijn daardoor veel introductiestappen nodig om alle elementen op de plaats te krijgen. Een template kan het aantal introductiestappen doen verminderen door alleen de relevante introducties open te laten.

In deze scriptie zijn alleen transformaties beschreven die een volledige AST opleveren. Maar het kan zo zijn dat een doeltaal krachtiger of uitgebreider is dan de brontaal. De transformatie kan dan maar een deel van de doeltaal vullen. Is het mogelijk om meerdere deels kennisoverlappende grammatica's te definiëren die samen naar één volledige AST transformeren? Als dat mogelijk is kunnen grammatica's extra informatie (detail) voor hun domein bevatten zonder dat het zichtbaar is voor andere domeingebieden. Hierdoor kunnen technische details alleen zichtbaar gemaakt worden voor technisch specialisten.

Tot slot de creatie van een pretty-printer en parser voor de transformatietaal. Dit is nu een tijdrovende klus: alle gebruikte functies moeten gedefinieerd en gelabeld worden en dit resulteert in een typespecifieke pretty-printer of parser. De gebruikte functies zijn allemaal triviaal. Is er een mogelijkheid om deze functies te genereren en te labelen op een manier zodat de pretty-printer en parser deze functies kunnen gebruiken? Als dit mogelijk is kunnen de transformaties in seminatuurlijke taal gedefinieerd worden in plaats van in de technische transformatietaal.

Bibliografie

1. Achten, P. (2007). Clean for Haskell98 Programmers. *A Quick Reference Guide* .
2. Alimarine, A., & Plasmeijer, M. (2002). A Generic Programming Extension for Clean. *IFL '02: Selected Papers from the 13th International Workshop on Implementation of Functional Languages* (pp. 168--185). London, UK: Springer-Verlag.
3. Alimarine, A., Smetsers, S., Weelden, A. v., Eekelen, M. v., & Plasmeijer, R. (2005). There and back again: arrows for invertible programming. *Haskell '05: Proceedings of the 2005 ACM SIGPLAN workshop on Haskell* (pp. 86--97). Tallinn, Estonia: ACM.
4. Baars, A., Swierstra, D., & Viera, M. (2009). Typed transformations of typed abstract syntax. *TLDI '09: Proceedings of the 4th international workshop on Types in language design and implementation* (pp. 15--26). Savannah, GA, USA: ACM.
5. Brand, M. v., Heering, J., Hayco, J. d., Merijn, J. d., Kuipers, T., Klint, P., et al. (2001). The Asf +Sdf Meta-environment: A Component-Based Language Development Environment. *Compiler Construction* , 365-370.
6. *Van Dale*. Retrieved februari 26, 2009, from Van Dale: http://www.vandale.nl/vandale/opzoeken/
7. Divinszky, P. (2003). *Haskell - Clean Compiler.* Budapest: ELTE.
8. Donnelly, C., & Stallman, R. (1995). *Bison: the Yacc-compatible parser generator.*
9. Hughes, J. (2004). Programming with Arrows. *Advanced Functional Programming* , 73-129.
10. Hegedus, H. (2001). *Haskell to Clean Front End.* ELTE, Budapest, Hungary: Master thesis.
11. Johnson, S. (1979). Yacc: Yet Another Compiler Compiler. *In {UNIX} Programmer's Manual, Vol. 2* , 353-387.
12. Jouault, F., & Kurtev, I. (2006). Transforming Models with ATL . *Satellite Events at the MoDELS 2005 Conference* , Satellite Events at the MoDELS 2005 Conference.
13. Divinszky, P. (2003). *Haskell - Clean Compiler.* Budapest: ELTE.
14. Hegedus, H. (2001). *Haskell to Clean Front End.* ELTE, Budapest, Hungary: Master thesis.
15. Koopman, P., & Plasmeijer, M. (1999). Efficient Combinator Parsers. *IFL '98: Selected Papers from the 10th International Workshop on 10th International Workshop* (pp. 120--136). London, UK: Springer-Verlag.
16. Koopman, P., Plasmeijer, R., Eekelen, M. v., & Smeters, S. (2002). Data Structures. In *Functional Programming in CLEAN* (pp. 41--88).
17. Lawley, M., & Steel, J. (2006). Practical Declarative Model Transformation with Tefkat. *Satellite Events at the MoDELS 2005 Conference* , 139-150.
18. Matthew, A. (1998). *Generic Programming and the STL: Using and Extending the C++ Standard Template Library.* Boston, MA, USA: Addison-Wesley Professional.
19. Mcbride, C., & Mckinna, J. (2008). The view from the left. *Journal of Functional Programming* (pp. 69--111). Cambridge University Press.
20. Naylor, M. (2003). *Hacle - A Translator from Haskell to Clean.* York.
21. Nielson, H., & Nielson, F. (1992). Semantics with Applications: A Formal Introduction. Wiley.
22. Norell, U. (2008). Dependently typed programming in Agda. *6th International School on Advanced Functional Programming.* Nijmegen: Radboud University Nijmegen.
23. OMG. (2003). *MOF™ Query / Views / Transformations.* OMG.
24. Peyton Jones, S., Vytiniotis, D., Weirich, S., & Washburn, G. (2006). Simple unification-based type inference for GADTs. *ICFP '06: Proceedings of the eleventh ACM SIGPLAN international conference on Functional programming* (pp. 50--61). New York, NY, USA: ACM.
25. Rodriguez, A., Jeuring, J., Jansson, P., Gerdes, A., Kiselyov, O., & Oliveira, B. C. (2008). Comparing libraries for generic programming in haskell. *Haskell '08: Proceedings of the first ACM SIGPLAN symposium on Haskell* (pp. 111--122). Victoria, BC, Canada: ACM.
26. Schrage, M. (2004). *Proxima -- a presentation-oriented editor for structured documents.* Utrecht: Utrecht University.
27. Simonyi, C., Christerson, M., & Clifford, S. (2006). Intentional software. *OOPSLA '06: Proceedings of the 21st annual ACM SIGPLAN conference on Object-oriented programming systems, languages, and applications* (pp. 451--464). Portland, Oregon, USA: ACM.

28. Visser, E. (2004). Program Transformation with Stratego/XT: Rules, Strategies, Tools, and Systems in StrategoXT 0.9. *Domain-specific program generation* , 216-238.
29. Weelden, A., Smetsers, S., & Plasmeijer, R. (2005). Polytypic Syntax Tree Operations. *Implementation and Application of Functional Languages, 17th International Workshop, IFL 2005, Revised Selected Papers* (pp. 142-159). Dublin, Ireland: Springer.

Appendix A Parser combinators

```
:: Parser s r :== [s] -> [(r,[s])]

yield :: r -> Parser s r
yield r = \input -> [ ( r, input ) ]

satisfy :: (s -> Bool) -> Parser s s
satisfy p
 = \y ->
    case y of
        [x:xs]
           | p x             = [(x,xs)]
        otherwise            = []

symbol :: s -> Parser s s | == s
symbol x = satisfy ((==) x)

fail :: Parser r s
fail = \_ -> []

(/\) infixr 6::(Parser s r) (r -> Parser s t) -> Parser s t
(/\) p q
 = \input ->   [ ( r2, input2 )
                       \\ ( r1, input1 ) <- p input
                       , ( r2, input2 ) <- q r1 input1
               ]

// plusP
(\!/) infixr 4 :: (Parser s r) (Parser s r) -> Parser s r
(\!/) p1 p2
 = \ input -> case p1 input of
                                      []      = p2 input
                                      res = res

(/.\) infixl 6::(Parser s (r->t)) (Parser s r) -> Parser s t
(/.\) p q
 = \ input ->  [ (f1 r2, input2 )
                       \\ (f1, input1 ) <- p input
                       ,  (r2, input2 ) <- q input1
               ]

(/>\) infixl 6::(Parser s r) (Parser s t) -> Parser s t
(/>\) p1 p2 = (\_ y -> y) @> p1 /.\ p2

(@>) infixr 7 :: (r->t) (Parser s r) -> Parser s t
(@>) f p = yield f /.\ p

(<@) infixl 7 :: (Parser s r) (r->t) -> Parser s t
(<@) p f = p /\ yield o f

(/:\) infixr 6 :: (Parser s  r) (Parser s [r]) -> Parser s [r]
(/:\) p1 p2 = (\r rs -> [r:rs]) @> p1 /.\ p2

(!*!) :: (Parser s r) -> Parser s [r]
(!*!) parser = (parser /:\ (!*!) parser)
                       \!/ yield []

(!+!) :: (Parser s r) -> Parser s [r]
(!+!) parser = parser /:\ (!*!) parser

pDigit  :: Parser Char Char
pDigit  = satisfy isDigit

pAlpha  :: Parser Char Char
pAlpha  = satisfy isAlpha

pLetter :: Parser Char Char
pLetter = satisfy isAlphanum
```

```
pMatch :: a -> [a] -> [(a,[a])] | == a
pMatch x = satisfy ((==)x)

pWord :: [s] -> Parser s [s] | == s
pWord [] = yield []
pWord [w:ws]   = symbol w /:\ pWord ws

pInt :: ([Char] -> [(Int,[Char])])
pInt = ((symbol '-' /:\ pNat) \!/ pNat) <@ charList2Int

pNat :: ([Char] -> [([Char],[Char])])
pNat = (!+!) pDigit

pSkipSpace :: (Parser Char a) -> Parser Char a
pSkipSpace p = ((!*!) (pWord [' '] \!/ pWord ['\t']) ) />\ p

pString x = pWord (fromString x) <@ toString

pToken :: String a -> (Parser Char a)
pToken x y = pWord (fromString x) <@ (\_ -> y)

charList2Int :: [Char] -> Int
charList2Int x = (toInt o toString) x
```

Appendix B Transformatie van Prog Var Expr naar ProgC VarC ExprC

```
u :: a (a -> b) (b -> c) -> c
u x y z = (z o y) x

class Transform a b :: a -> b

introduce a b = a

iAls                          = introduce Als
iDan                          = introduce Dan
iZolang                       = introduce Zolang
iDoe                          = introduce Doe
iAnders                       = introduce Anders
iNewLine                      = introduce NewLine
iIndent                       = introduce Indent
iQuote                        = introduce Quote
iOpenBracket                  = introduce OpenBracket
iCloseBracket                 = introduce CloseBracket
iDot                          = introduce Dot
iAssignSign                   = introduce AssignSign
iProgramma                    = introduce Programma
iBegin                        = introduce Begin
iEnd                          = introduce End
iVoerUit                      = introduce VoerUit
iProc                         = introduce Proc
iOpenSquareBracket            = introduce OpenSquareBracket
iCloseSquareBracket           = introduce CloseSquareBracket
iSpaces                       = introduce (Plus Space)

arrAls x                      = arr (u x iAls)
arrDan x                      = arr (u x iDan)
arrZolang x                   = arr (u x iZolang)
arrDoe x                      = arr (u x iDoe)
arrAnders x                   = arr (u x iAnders)
arrNewLine x                  = arr (u x iNewLine)
arrIndent x                   = arr (u x iIndent)
arrQuote x                    = arr (u x iQuote)
arrOpenBracket x              = arr (u x iOpenBracket)
arrCloseBracket x             = arr (u x iCloseBracket)
arrDot x                      = arr (u x iDot)
arrAssignSign x               = arr (u x iAssignSign)
arrProgramma x                = arr (u x iProgramma)
arrBegin x                    = arr (u x iBegin)
arrEnd x                      = arr (u x iEnd)
arrVoerUit x                  = arr (u x iVoerUit)
arrProc x                     = arr (u x iProc)
arrOpenSquareBracket x        = arr (u x iOpenSquareBracket)
arrCloseSquareBracket x       = arr (u x iCloseSquareBracket)
arrSpaces x                   = arr (u x iSpaces)
```

```
instance Transform (Prog Var e) (ProgC VarC ec)  | Transform e ec
where
       Transform x                   = ( arrProgramma x
                                           >>> arrOpenSquareBracket x
                                           >>> arr (u x \(Prog o d s) ->
                                                   ((Transform o)))
                                           >>> arrCloseSquareBracket x
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arr (u x \(Prog o d s) -> (Transform d))
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arrBegin x
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arr (u x \(Prog o d s) -> (Transform s))
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arrEnd x
                                         ) ProgC

instance Transform (Decl v e) (DeclC vc ec) | Transform v vc & Transform e ec
where
       Transform x=:(EmptyDecl)      = EmptyDeclC
       Transform x=:(Decl a b c)     = ( arrProc x
                                           >>> arrSpaces x
                                           >>> arr (u x \(Decl a _ _) -> (Transform a))
                                           >>> arrSpaces x
                                           >>> arrOpenBracket x
                                           >>> arr (u x \(Decl _ b _) -> (Transform b))
                                           >>> arrCloseBracket x
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arrBegin x
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arr (u x \(Decl _ _ c) -> (Transform c))
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arrEnd x
                                         ) DeclC
       Transform x=:(BinDecl a b)    = ( arr (u x \(BinDecl a b) -> (Transform a))
                                           >>> arrNewLine x
                                           >>> arr (u x \(BinDecl a b) -> (Transform b))
                                         ) BinDeclC

instance Transform Var VarC
where
       Transform x=:(Var s)          = arr (u x \(Var x) -> x) VarC

instance Transform Expr ExprC
where
       Transform x=:(Expr a b c)     = (arr (u x \(Expr a b c) -> (Transform a))
                                           >>> arr (u x \(Expr a b c) -> (Transform b))
                                           >>> arr (u x \(Expr a b c) -> (Transform c))
                                         ) ExprC

       Transform x=:(Expr` e)        = arr (u x \(Expr` e) -> (Transform e)) ExprC`


instance Transform Expr` ExprC`
where
       Transform x=:(ExprV v)        = arr (u x \(ExprV v) -> (Transform v)) ExprVC
       Transform x=:(ExprS s)        = (arrQuote x
                                           >>> arr (u x \(ExprS s) -> s)
                                           >>> arrQuote x
                                         ) ExprSC
       Transform x=:(ExprB b)        = arr (u x \(ExprB b) -> b) ExprBC
       Transform x=:(ExprI i)        = arr (u x \(ExprI i) -> i) ExprIC
       Transform x=:(ExprR r)        = arr (u x \(ExprR r) -> r) ExprRC
       Transform x=:(BrExpr e)       = (arrOpenBracket x
                                           >>> arr (u x \(BrExpr e) -> (Transform e))
                                           >>> arrCloseBracket x
                                          ) BrExprC
       Transform x=:(Call v e)       = ( arrVoerUit x
                                           >>> arrSpaces x
                                           >>> arr (u x \(Call v e) -> (Transform v))
                                           >>> arrOpenBracket x
                                           >>> arr (u x \(Call v e) -> (Transform e))
                                           >>> arrCloseBracket x
                                         ) CallC
```

```
instance Transform Opp OppC
where
	Transform x=:(Opp o)		= (arr (u x \(Opp x) -> x)) OppC

instance Transform (Opt a) (Opt b) | Transform a b
where
	Transform Empty			= Empty
	Transform (Opt a)		= Opt (Transform a)

instance Transform (Stmt v e) (StmtC vc ec) | Transform v vc & Transform e ec
where
	Transform x=:(Comp l r)		= ( arr (u x \(Comp a b) -> (Transform a))
					        >>> arrDot x
					        >>> arrNewLine x
					        >>> arr (u x \(Comp a b) -> (Transform b))
					  ) CompC
	Transform x=:(Stmt s)		= arr (u x \(Stmt s) -> (Transform s)) StmtC

instance Transform (Stmt` v e) (StmtC` vc ec) | Transform v vc & Transform e ec
where
	Transform x=:(Assign v e)		= ( arr (u x \(Assign v e) -> (Transform v))
					        >>> arrSpaces x
					        >>> arrAssignSign x
					        >>> arrSpaces x
					        >>> arr (u x \(Assign v e) -> (Transform e))
					  ) AssignC
	Transform Skip			= SkipC
	Transform x=:(If e a b)		= ( arrAls x
					        >>> arrSpaces x
					        >>> arr (u x \(If e a b) -> (Transform e))
					        >>> arrSpaces x
					        >>> arrDan x
					        >>> arrNewLine x
					        >>> arr (u x \(If e a b) -> (Block (Transform a)))
					        >>> arrNewLine x
					        >>> arrAnders x
					        >>> arrNewLine x
					        >>> arr (u x \(If e a b) -> (Block (Transform b)))
					  ) IfC
	Transform x=:(While e s)	= ( arrZolang x
					        >>> arrSpaces x
					        >>> arr (u x \(While e s) -> (Transform e))
					        >>> arrSpaces x
					        >>> arrDoe x
					        >>> arrNewLine x
					        >>> arr (u x \(While e s) ->
					                (Block (Transform s)))
					  ) WhileC
```

Appendix C Hulpparsers transformatietaal

```
-- Label TransLangC
parse_TransLangC_l f i        = pWord "Transformatie: "
                                /\ \_-> pString
                                /\ \s -> pWord " :==\r\n"
                                /\ \_ -> f (i++"\t")
                                /\ \x -> yield (Label s x)

-- TransLangC
parse_TransRuleC f g c i      = pWord i
                                /\ \_ -> pWord "Als invoer voldoet aan "
                                /\ \_ -> pLabel f
                                /\ \p -> pWord " dan\r\n"
                                /\ \_ -> g (i++"\t")
                                /\ \r -> pWord "\r\n"
                                /\ \_ -> c i
                                /\ \z -> yield (TransRuleC (p,r) z)
parse_EndRuleC i              =  pWord i
                                /\ \_ -> pWord "Einde."
                                /\ \_ -> yield EndRuleC

-- TransRuleC
parse_PutCtorC f g i          = pWord i
                                /\ \_ -> pWord "creeer een "
                                /\ \_ -> pLabel f
                                /\ \c -> pWord " op basis van ["
                                /\ \_ -> g
                                /\ \l -> pWord "]"
                                /\ \_ -> yield (PutCtorC l c)

parse_PutCtorEC f i           = pWord i
                                /\ \_ -> pWord "creeer een "
                                /\ \_ -> pLabel f
                                /\ \l -> yield (PutCtorEC l)

-- ArrLangC
parse_TransIntrC f i          = pWord i
                                /\ \_ -> pLabel f
                                /\ \x -> yield (TransIntrC x)
parse_TransArrowC f g i       = pWord i
                                /\ \_ -> pWord "plaats: "
                                /\ \_ -> f i
                                /\ \x -> pWord  " en dan "
                                /\ \_ -> g i
                                /\ \y -> yield (TransArrowC x y)

parse_TransArgC f g i         = pWord i
                                /\ \_ -> pWord "transformeer het resultaat van "
                                /\ \_ -> pLabel f
                                /\ \p -> pWord " met "
                                /\ \_ -> pLabel g
                                /\ \l -> yield (TransArgC p l)

parse_TransArgPC f g h i      = pWord i
                                /\ \_ -> pWord "transformeer het resultaat van "
                                /\ \_ -> pLabel f
                                /\ \p -> pWord " met "
                                /\ \_ -> pLabel g
                                /\ \l -> pWord " en transformeer die uitvoer met "
                                /\ \_ -> pLabel h
                                /\ \m -> yield (TransArgPC p l m)
```

Appendix D Cheetah taaldocumentatie

Beschrijving van businessconcept Beslissen Zorg van 2009-01 2.5 partner in huishouden

```
De deelname met partnerrol is de huishouden.deelname met
huishouden.deelname.deelnamerol.Partner
Indien gevonden
       De partner in huishouden is deelname met partnerrol.burger
Indien niet gevonden
Indien geval niet uniek
Einde declaratie
```

Beschrijving van businessconcept Samenstellen Huishouden Zorgmiss van 2009-01 2.8 beëindigen huishouden

```
Het te beeindigen huishouden is het Huishouden met
Huishouden.aanvrager gelijk aan burger
Indien gevonden
       Pas toe attenderen achterblijvende partner bij te beeindigen huishouden
       Pas toe beeindig geldigheid huishouden bij te beeindigen huishouden
Indien niet gevonden
Indien geval niet uniek
Einde declaratie
```

Appendix E Tussenresultaten transformatie Wetteksten$_{AST}$ naar While$_{CST}$

```
Declaratie_n De Space (Identifier_n "relevanteBesturing") Space (Selectie_n Is Space De Space
(Identifier_n "besturingBetaalAdviezen") Space Met Space (Vergelijking_n (Verwijzing_n
(Identifier_n "BesturingBetaalAdviezenToeslagregeling")) Space Is Space (Verwijzing_n
(Identifier_n "Regeling")))) NewLine Indien Space Gevonden (Blok NewLine (Waarde_n (Meer_n
(Toekenning_n De Space (Identifier_n "laatsteVrijgavejaar") Space Is Space (Verwijzing_n
(Identifier_n "relevanteBesturingVrijgavejaar"))) NewLine (Meer_n (Toekenning_n De Space
(Identifier_n "laatsteVrijgagemaand") Space Is Space (Verwijzing_n (Identifier_n
"relevanteBesturingVrijgagemaand"))) NewLine (Enkel_n (Toekenning_n De Space (Identifier_n
"datumAfgifteVrijgave") Space Is Space (Verwijzing_n (Identifier_n
"relevanteBesturingDatumAfgifte")))))))) NewLine) Indien Space Niet Space Gevonden (Blok
NewLine (Waarde_n (Meer_n (Toekenning_n De Space (Identifier_n "laatsteVrijgavejaar") Space Is
Space (Verwijzing_n (Identifier_n "tweeDuizendVijf"))) NewLine (Meer_n (Toekenning_n De Space
(Identifier_n "laatsteVrijgagemaand") Space Is Space (Verwijzing_n (Identifier_n "een")))
NewLine (Enkel_n (Toekenning_n De Space (Identifier_n "datumAfgifteVrijgave") Space Is Space
(Verwijzing_n (Identifier_n "eersteDagVanHetJaarVanHetLaatsteVrijgavejaar")))))))) NewLine)
Indien Space Niet Space Uniek (Blok NewLine Leeg_n NewLine) Einde Space Declaratie
```

Codevoorbeeld 8-1 – Definitie uit Codevoorbeeld 6-17 in Wetteksten$_{CST}$

```
Statement (Identifier "relevanteBesturing") (Selectie (Identifier "besturingBetaalAdviezen")
(Vergelijking (Verwijzing (Identifier "BesturingBetaalAdviezenToeslagregeling")) (Verwijzing
(Identifier "Regeling")))) (Waarde (Meer (Toekenning (Identifier "laatsteVrijgavejaar")
(Verwijzing (Identifier "relevanteBesturingVrijgavejaar"))) (Meer (Toekenning (Identifier
"laatsteVrijgagemaand") (Verwijzing(Identifier "relevanteBesturingVrijgagemaand"))) (Enkel
(Toekenning (Identifier "datumAfgifteVrijgave") (Verwijzing (Identifier
"relevanteBesturingDatumAfgifte")))))) (Waarde (Meer (Toekenning (Identifier
"laatsteVrijgavejaar") (Verwijzing (Identifier "tweeDuizendVijf"))) (Meer (Toekenning
(Identifier "laatsteVrijgagemaand") (Verwijzing (Identifier "een"))) (Enkel (Toekenning
(Identifier "datumAfgifteVrijgave")(Verwijzing (Identifier
"eersteDagVanHetJaarVanHetLaatsteVrijgavejaar")))))) Leeg
```

Codevoorbeeld 8-2 – Definitie uit Codevoorbeeld 6-17 in Wetteksten$_{AST}$

```
Decl (Var "relevanteBesturing") (Var "besturingBetaalAdviezen") (Comp (Assign (Var "lQuery")
(Expr' (Call (Var "Query.Create") (Expr' (ExprV (Var "besturingBetaalAdviezen")))))) (Comp
(Assign (Var "lResult") (Expr' (Call (Var "lQuery") (Expr (ExprV (Var
"BesturingBetaalAdviezenToeslagregeling")) (Opp "==") (Expr' (ExprV (Var "Regeling")))))))
(Stmt (If (Expr (ExprV (Var "lResult.Size()")) (Opp "==") (Expr' (ExprI 1))) (Comp Skip (Comp
(Assign (Var "laatsteVrijgavejaar") (Expr' (ExprV(Var "relevanteBesturingVrijgavejaar"))))
(Comp (Assign (Var "laatsteVrijgagemaand") (Expr' (ExprV (Var
"relevanteBesturingVrijgagemaand")))) (Stmt (Assign (Var "datumAfgifteVrijgave") (Expr' (ExprV
(Var "relevanteBesturingDatumAfgifte")))))))) (Stmt (If (Expr (ExprV (Var "lResult.Size()"))
(Opp "==") (Expr' (ExprI 0))) (Comp Skip (Comp (Assign (Var "laatsteVrijgavejaar") (Expr'
(ExprV (Var "tweeDuizendVijf")))) (Comp (Assign (Var "laatsteVrijgagemaand") (Expr' (ExprV
(Var "een")))) (Stmt (Assign (Var "datumAfgifteVrijgave") (Expr' (ExprV (Var
"eersteDagVanHetJaarVanHetLaatsteVrijgavejaar")))))))) (Stmt Skip)))))))
```

Codevoorbeeld 8-3 – Definitie uit Codevoorbeeld 6-17 in While$_{AST}$

```
(DeclC Proc (Plus Space) (VarC "relevanteBesturing") (Plus Space) OpenBracket (VarC
"besturingBetaalAdviezen") CloseBracket NewLine Begin NewLine (CompC (AssignC (VarC "lQuery")
(Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (CallC VoerUit (Plus Space) (VarC "Query.Create")
OpenBracket (ExprC` (ExprVC (VarC "besturingBetaalAdviezen"))) CloseBracket))) Dot NewLine
(CompC (AssignC (VarC "lResult") (Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (CallC VoerUit
(Plus Space) (VarC "lQuery")OpenBracket (ExprC (ExprVC (VarC
"BesturingBetaalAdviezenToeslagregeling")) (OppC "==") (ExprC` (ExprVC (VarC "Regeling"))))
CloseBracket))) Dot NewLine (StmtC(IfC Als (Plus Space) (ExprC (ExprVC (VarC
"lResult.Size()")) (OppC "==") (ExprC` (ExprIC 1))) (Plus Space) Dan NewLine (Block (CompC
SkipC Dot NewLine (CompC (AssignC (VarC "laatsteVrijgavejaar") (Plus Space) AssignSign (Plus
Space) (ExprC` (ExprVC (VarC "relevanteBesturingVrijgavejaar")))) Dot NewLine (CompC (AssignC
(VarC "laatsteVrijgagemaand") (Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (ExprVC (VarC
"relevanteBesturingVrijgagemaand")))) Dot NewLine (StmtC (AssignC (VarC
"datumAfgifteVrijgave") (Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (ExprVC (VarC
"relevanteBesturingDatumAfgifte"))))))))) NewLine Anders NewLine (Block (StmtC (IfC Als (Plus
Space) (ExprC (ExprVC (VarC "lResult.Size()")) (OppC "==") (ExprC` (ExprIC 0))) (Plus Space)
Dan NewLine (Block (CompC SkipC Dot NewLine (CompC (AssignC (VarC "laatsteVrijgavejaar") (Plus
Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (ExprVC (VarC "tweeDuizendVijf")))) Dot NewLine (CompC
(AssignC (VarC "laatsteVrijgagemaand") (Plus Space) AssignSign (Plus Space) (ExprC` (ExprVC
(VarC "een")))) Dot NewLine (StmtC (AssignC (VarC "datumAfgifteVrijgave") (Plus Space)
AssignSign (Plus Space) (ExprC` (ExprVC (VarC
"eersteDagVanHetJaarVanHetLaatsteVrijgavejaar"))))))))) NewLine Anders NewLine (Block (StmtC
SkipC)) NewLine End (Plus Space) Als NewLine))) NewLine End (Plus Space) Als NewLine))))
NewLine End)
```

Codevoorbeeld 8-4 – Definitie uit Codevoorbeeld 6-17 in $\texttt{While}_{\texttt{CST}}$