



Reimplementación de *AspectAG* basada en nuevas extensiones de Haskell

Juan Pablo García Garland

Índice

1	Introducción	3
2	Programación a nivel de tipos en GHC Haskell	4
2.1	Extensiones utilizadas	4
2.1.1	Técnicas antiguas	4
2.1.2	Técnicas modernas	4
2.2	Programando con tipos dependientes en Haskell	4
2.3	Limitaciones	5
2.4	Singletons y Proxies	6
2.4.1	Singletons	6
2.4.2	Proxies	7
2.5	HList : Colecciones Heterogeneas Fuertemente tipadas	8
2.6	Registros Heterogeneos Extensibles	10
2.7	Predicados sobre tipos	11
2.8	Programación de errores de tipado	12
3	Gramáticas de atributos y AspectAG	14
3.1	Gramáticas de atributos	14
3.2	Ejemplo: <code>repmin</code>	15
3.3	AspectAG	16
4	Reimplementación de AspectAG	19
4.1	Estructuras de Datos	19
4.2	Declaración de Reglas	20
4.3	Aspectos	23
4.4	Combinación de Aspectos	24
4.5	Funciones semánticas	25
4.6	La función <code>knit</code>	26
5	Discusión	29
6	Conclusiones y Trabajo Futuro	31

1 Introducción

AspectAG [25] es un lenguaje de dominio específico embebido¹ (EDSL) desarrollado en Haskell que permite la construcción modular de Gramáticas de Atributos. En AspectAG los fragmentos de una Gramática de Atributos son definidos en forma independiente y luego combinados a través del uso de operadores de composición que el propio EDSL provee. AspectAG se basa fuertemente en el uso de registros extensibles, los cuales son implementados en términos de `HList` [14], una biblioteca de Haskell que implementa la manipulación de colecciones heterogéneas de forma fuertemente tipada. `HList` está implementada utilizando técnicas de programación a nivel de tipos (los tipos son usados para representar valores a nivel de tipos y las clases de tipos (*typeclasses*) son usadas para representar tipos y funciones en la manipulación a nivel de tipos).

Desde el momento de la implementación original de AspectAG hasta la actualidad la programación a nivel de tipos en Haskell ha tenido una evolución importante, habiéndose incorporado nuevas extensiones como *data promotion* o polimorfismo de kinds, entre otras, las cuales constituyen elementos fundamentales debido a que permiten programar de forma “fuertemente tipada” a nivel de tipos de forma similar a cuando se programa a nivel de valores, algo que originalmente era imposible o muy difícil de lograr. El uso de estas extensiones permite una programación a nivel de tipos más robusta y segura. Sobre la base de estas extensiones, implementamos un subconjunto de la biblioteca original.

Estructura del documento: En la sección 2 se presenta una breve reseña de las técnicas de programación a nivel de tipos y las extensiones a Haskell que provee el compilador GHC que las hacen posibles. Se presentan las estructuras de listas heterogeneas (2.5) y registros heterogeneos (2.6) que normalmente no serían implementables en un lenguaje fuertemente tipado sin tipos dependientes.

En la sección 3 se presentan las gramáticas de atributos y en particular la implementación (nueva) de AspectAG mediante un ejemplo que introduce las primitivas importantes de la biblioteca.

En la sección 4 se presentan los detalles de la implementación, que se basan en las técnicas modernas de programación a nivel de tipos.

El código fuente de la biblioteca y la documentación -incluido este documento- se encuentra disponible en el repositorio:

<https://gitlab.fing.edu.uy/jpgarcia/AspectAG/>.

En particular, en el directorio `/test` se implementan ejemplos de utilización de la biblioteca. La versión compilada de la documentación de los fuentes en la web:

<https://www.fing.edu.uy/~jpgarcia/AspectAG/>

¹del término en inglés *embedded*, literalmente “empotrado” o “incrustado”, pero usualmente traducido con este anglicismo

2 Programación a nivel de tipos en GHC Haskell

2.1 Extensiones utilizadas

2.1.1 Técnicas antiguas

La biblioteca AspectAG presentada originalmente en 2009, además de implementar un sistema de gramáticas de atributos como un EDSL provee un buen ejemplo del uso de la programación a nivel de tipos en Haskell. La implementación utiliza fuertemente los registros extensibles que provee la biblioteca `HList`. Ambas bibliotecas se basan en la combinación de las extensiones `MultiParamTypeClasses` [18] (hace posible la implementación de relaciones a nivel de tipos) con `FunctionalDependencies` [13], que hace posible expresar en particular relaciones funcionales. Además se utilizan otras relaciones que ya eran de uso extendido como `FlexibleContexts`, `FlexibleInstances`, `UndecidableInstances` etc.

2.1.2 Técnicas modernas

Durante la década pasada ² se han implementado múltiples extensiones en el compilador GHC que proveen herramientas para hacer la programación a nivel de tipos más expresiva. A continuación se enumeran algunas de estas extensiones, y se proveen referencias a su bibliografía. Las familias de tipos implementadas en la extensión `TypeFamilies` [5, 6, 21] nos permiten definir funciones a nivel de tipos de una forma más idiomática que el estilo lógico de la programación orientada a relaciones por medio de clases y dependencias funcionales. La extensión `DataKinds` [29] implementa la *data promotion* que provee la posibilidad de definir tipos de datos -tipados- a nivel de tipos, introduciendo nuevos kinds. Bajo el mismo trabajo Yorgey et al. implementan la extensión `PolyKinds` proveyendo polimorfismo a nivel de kinds. Además la extensión `KindSignatures` [22] permite realizar anotaciones de kinds a las construcciones en el nivel de tipos. Con toda esta maquinaria Haskell cuenta con un lenguaje a nivel de tipos casi tan expresivo como a nivel de términos³. La extensión `GADTs` [7, 28] permite definir tipos de datos algebraicos generalizados [2] y combinada con las anteriores nos permite escribir familias indizadas, como en los lenguajes dependientes. La extensión `TypeOperators` [22] habilita el uso de operadores como constructores de tipos. El módulo `Data.Kind` de la biblioteca `base` exporta la notación `Type` para el kind `*`. Esto fue implementado originalmente con la extensión `TypeInType`, que en las últimas versiones del compilador es equivalente a `PolyKinds + DataKinds + KindSignatures` [22].

2.2 Programando con tipos dependientes en Haskell

Con todas estas extensiones combinadas, una declaración como:

```
data Nat = Zero | Succ Nat
```

se “duplica” a nivel de kinds (`DataKinds`). Esto es, que además de introducir los términos `Zero` y `Succ` de tipo `Nat`, y al propio tipo `Nat` de kind `*` la declaración introduce los **tipos**

²Algunas extensiones como `GADTs` o incluso `TypeFamilies` ya existían en la época de la publicación original de AspectAG, pero eran experimentales, y de uso poco extendido.

³no es posible, por ejemplo, la aplicación parcial.

`Zero` y `Succ` de kind `Nat` (y al propio kind `Nat`). Para evitar la ambigüedad⁴, los constructores a nivel de tipos son accesibles por sus nombres precedidos por un apóstrofo, para este caso, `'Zero` y `'Succ`. Luego es posible declarar, por ejemplo (`GADTs`, `KindSignatures`):

```
data Vec :: Nat -> Type -> Type where
  VZ :: Vec Zero a
  VS :: a -> Vec n a -> Vec (Succ n) a
```

y funciones seguras como:

```
vTail :: Vec (Succ n) a -> Vec n a
vTail (VS _ as) = as

vZipWith :: (a -> b -> c) -> Vec n a -> Vec n b -> Vec n c
vZipWith _ VZ VZ = VZ
vZipWith f (VS x xs) (VS y ys)
  = VS (f x y) (vZipWith f xs ys)
```

Es posible definir funciones puramente a nivel de tipos mediante familias (`TypeFamilies`, `TypeOperators`, `DataKinds`, `KindSignatures`) como la suma:

```
type family (m :: Nat) + (n :: Nat) :: Nat
type instance Zero + n = n
type instance Succ m + n = Succ (m + n)
```

o mediante la notación alternativa, cerrada:

```
type family (m :: Nat) + (n :: Nat) :: Nat where
  (+) Zero a = a
  (+) (Succ a) b = Succ (a + b)
```

Con la notación abierta las familias son extensibles. Las definiciones cerradas son una inclusión más reciente y permiten ecuaciones que se superpongan [10] del mismo modo que cuando se hace *pattern matching* a nivel de valores. En este caso las definiciones son equivalentes.

Podemos combinar las técnicas para programar, por ejemplo:

```
vAppend :: Vec n a -> Vec m a -> Vec (n + m) a
vAppend (VZ) bs = bs
vAppend (VS a as) bs = VS a (vAppend as bs)
```

2.3 Limitaciones

En contraste a lo que ocurre en los sistemas de tipos dependientes, los lenguajes de términos y de tipos en Haskell continúan habitando mundos separados. La correspondencia entre nuestra definición de vectores y las familias inductivas en los lenguajes de tipos dependientes no es tal.

Las ocurrencias de `m` y `n` en los tipos de las funciones anteriores son estáticas, y borradas en tiempo de ejecución, mientras que en un lenguaje de tipos dependientes estos parámetros

⁴depende de la construcción sintáctica si es necesario desambiguar o no, esto se detalla en el manual de GHC [22].

son esencialmente *dinámicos* [16]. En las teorías de tipos intensionales una definición como la suma $(+)$ declarada anteriormente extiende el algoritmo de normalización, de forma tal que el compilador decidirá la igualdad de tipos según las formas normales. Si dos tipos tienen la misma forma normal entonces los mismos términos les habitarán. Por ejemplo, los tipos $\text{Vec } (S (S Z) + n)$ a y $\text{Vec } (S (S n))$ a tendrán los mismos habitantes. Esto no va a ser cierto para tipos como $\text{Vec } (n + S (S Z))$ a y $\text{Vec } (S (S n))$ a, aunque los tipos coincidan para todas las instancias concretas de n . Para expresar propiedades como la conmutatividad se utilizan evidencias de las ecuaciones utilizando *tipos de igualdad proposicional* (*Propositional Types*) [16].

En el sistema de tipos de Haskell, sin embargo la igualdad de tipos es puramente sintáctica. Los tipos $\text{Vec } (n + S (S Z))$ a y $\text{Vec } (S (S n))$ a **no** son el mismo tipo, y no poseen los mismos habitantes. La definición de una familia de tipos axiomatiza $(+)$ para la igualdad proposicional de Haskell. Cada ocurrencia de $(+)$ debe estar soportada con evidencia explícita derivada de estos axiomas. Cuando el compilador traduce desde el lenguaje externo al lenguaje del kernel, busca generar evidencia mediante heurísticas de resolución de restricciones. La evidencia sugiere que el *constraint solver* computa agresivamente, y esta es la razón por la cual la función `vAppend` definida anteriormente compila y funciona correctamente.

Sin embargo, funciones como:

```
v chop :: Vec (m + n) x -> (Vec m x, Vec n x)
```

resultan imposibles de definir si no tenemos la información de m o n en tiempo de ejecución (intuitivamente, ocurre que “no sabemos donde partir el vector”).

Por otra parte la función:

```
v take :: Vec (m + n) x -> Vec m x
```

tendría un problema más sutil. Incluso asuminedo que tuvieramos forma de obtener m en tiempo de ejecución, no es posible para el verificador de tipos aceptar la definición. No hay forma de deducir n a partir del tipo del tipo $m + n$ sin la información de que $(+)$ es una función inyectiva en el segundo argumento, lo cual el verificador es incapaz de deducir.

2.4 Singletons y Proxies

Existen dos formas de atacar los problemas planteados anteriormente.

2.4.1 Singletons

Si pretendemos implementar `vChop` cuyo tipo podemos escribir más explícitamente como

```
vChop :: forall (m n :: Nat). Vec (m + n) x -> (Vec m x, Vec n x)
```

necesitamos hacer referencia explícita a m para decidir donde cortar el vector. Como en Haskell el cuantificador universal solo se refiere a objetos estáticos (los lenguajes de tipos y términos están separados), esto no es posible directamente. Un tipo *singleton* [11] en el contexto de Haskell, es un GADT que replica datos estáticos a nivel de términos.

```
data SNat :: Nat -> * where
  SZ :: SNat Zero
  SS :: SNat n -> SNat (Succ n)
```

Existe por cada tipo n de kind Nat , un único ⁵ término de tipo $\text{SNat } n$. Sobre estos términos podemos hacer *pattern matching*, e implícitamente decidimos según la información del tipo.

Estamos en condiciones de implementar `vChop`:

```
vChop :: SNat m -> Vec (m + n) x -> (Vec m x, Vec n x)
vChop SZ xs                = (VZ, xs)
vChop (SS m) (VS x xs) = let (ys, zs) = vChop m xs
                        in (VS x ys, zs)
```

La biblioteca `singleton` [12] provee la generación automática de instancias de tipos `singleton` y otras utilidades.

2.4.2 Proxies

Para definir `vTake` también es necesario el valor de m en tiempo de ejecución para conocer cuántos elementos extraer, pero una función de tipo

```
vTake :: SNat m -> Vec (m + n) x -> Vec m x
```

aún no será implementable. Es necesaria también la información de n en tiempo de compilación, pero no así una representación de n en tiempo de ejecución. El natural n es estático pero estamos obligados a proveer un valor testigo explícito para asistir al verificador de tipos que es incapaz de deducir la inyectividad de la suma.

Consideramos la definición:

```
data Proxy :: k -> * where
  Proxy :: Proxy a
```

`Proxy` es un tipo que no contiene datos, pero contiene un parámetro *phantom* de tipo arbitrario (de hecho, de kind arbitrario). El uso de un proxy va a resolver el problema de `vTake`, indicando simplemente que la ocurrencia del proxy tiene la información del tipo n en el vector.

La siguiente implementación de `vTake` compila y funciona correctamente:

```
vTake :: SNat m -> Proxy n -> Vec (m + n) x -> Vec m x
vTake SZ _ xs                = VZ
vTake (SS m) n (VS x xs) = VS x (vTake m n xs)
```

Durante la implementación de `AspectAG` y sus dependencias haremos uso intensivo de estas técnicas.

⁵Formalmente esto no es cierto, si consideramos las posibles ocurrencias de \perp , la unicidad es cierta para términos totalmente definidos

2.5 HList : Colecciones Heterogeneas Fuertemente tipadas

La biblioteca HList [14] provee operaciones para crear y manipular colecciones heterogeneas fuertemente tipadas (donde el largo y el tipo de los elementos se conocen en tiempo de compilación). Estas son útiles para implementar registros heterogeneos (extensibles), variantes, productos y coproductos indizados por tipos, entre otras estructuras. HList es un buen ejemplo de aplicación de la programación a nivel de tipos usando las técnicas antiguas. HList sigue desarrollándose a medida de que nuevas extensiones se añaden al lenguaje Haskell. En lugar de reimplementar AspectAG dependiendo de nuevas versiones de HList decidimos reescribir desde cero todas las funcionalidades necesarias, por los siguientes motivos:

- HList es una biblioteca experimental, que no pretende ser utilizada como dependencia de desarrollos de producción por lo que constantemente cambia su interfaz sin ser compatible hacia atrás. Implementar hoy dependiendo de HList implica depender posiblemente de una versión desactualizada (e incompatible con la liberación corriente) en poco tiempo.
- Cuando programamos a nivel de tipos el lenguaje no provee fuertes mecanismos de modularización, dado que no fue diseñado para este propósito. Es común que por ejemplo, se fugue información en los mensajes de error sobre las estructuras de datos utilizadas. La implementación basada en HList filtraría errores de HList, que no utilizan el mismo vocabulario que nuestro EDSL. La imposibilidad de modularizar nos obliga a que si pretendemos tener estructuras distinguibles por sus nombres mnemónicos tenemos que reimplementarlas. Buscar mejores soluciones a esta complicación es parte de la investigación en el área, e idea de trabajo futuro.
- HList no es necesariamente adecuada si queremos tipar todo lo fuertemente posible. Por ejemplo, en la implementación que realizamos, una de las estructuras a utilizar es esencialmente un registro que contiene registros. Usando tipos de datos a medida podemos programar una solución elegante donde esto queda expresado correctamente a nivel de kinds. La biblioteca AspectAG original implementa el registro externo como un registro de HList, no forzando en el tipado que los campos sean efectivamente registros.
- Por interés académico. Reescribir funcionalidades de HList (de hecho, varias veces, un subconjunto mayor al necesario para AspectAG) fué la forma de dominar las técnicas de programación a nivel de tipos. Esto no es una razón en si para efectivamente depender de una nueva implementación en lugar de la implementación moderna de HList, pero a los argumentos anteriores se le suma el hecho de que reimplementar no significa un costo: ya lo hicimos.

Una lista (o más en general una colección) heterogenea es tal si contiene valores de distintos tipos. Existen varios enfoques para construir colecciones heterogeneas en Haskell [27]. Nos interesan en particular las implementaciones que son fuertemente tipadas, donde se conoce estáticamente el tipo de cada miembro.

Existen variantes para definir HList. Las versiones más antiguas (sobre las que se implementó originalmente AspectAG) utilizan la siguiente representación, isomorfa a pares anidados:


```
data HCons a b = HCons a b
data HNil = HNil
```

El inconveniente de esta implementación es que es posible construir tipos sin sentido como `HCons Bool Char`, lo cual puede solucionarse mediante el uso de clases, como es usual en el enfoque antiguo de la programación a nivel de tipos. En versiones posteriores `HList` utilizó un GADT, y en las últimas versiones se utiliza una *data family*⁶. En la documentación de la biblioteca `HList` se fundamenta cual es la ventaja de cada representación. Dado que el GADT y la `data Family` son prácticamente equivalentes (de hecho en nuestra implementación se pueden intercambiar), preferimos el GADT por ser la solución más clara.

El tipo de datos `HList` tiene la siguiente definición:

```
data HList (l :: [Type]) :: Type where
  HNil :: HList '[]
  HCons :: x -> HList xs -> HList (x ': xs)
```

La extensión `DataKinds` promueve las listas con una notación conveniente similar a la utilizada a nivel de valores, incluida la notación con apóstrofes. En la definición anterior se utiliza la versión promovida de listas como índice del tipo de datos. `HNil` es un valor de tipo `HList '[]`, mientras que `HCons` construye un valor de tipo `HList (x ': xs)` a partir de un valor de tipo `x` y una lista de tipo `HList xs`.

A modo de ejemplo, un habitante posible del kind `[Type]` es `'[Bool, Char]`. Luego `HList [Bool, Char]` es un tipo (de kind `Type`) habitado por ejemplo por

```
h1 = HCons True (HCons 'c' HNil)
```

Es intuitivo definir, por ejemplo las versiones seguras de `head` o `tail`:

```
hHead :: HList (x ': xs) -> x
hHead (HCons x _) = x

hTail :: HList (x ': xs) -> HList xs
hTail (HCons _ xs) = xs
```

No es posible compilar expresiones como `hHead HNil`, dado que el verificador de tipos de GHC inferirá que es imposible satisfacer la restricción $(x ': xs) \sim '[]$.

Para concatenar dos listas primero definimos la concatenación a nivel de tipos:

```
type family (xs :: [Type]) :++ (ys :: [Type]) :: [Type]
type instance '[] :++ ys = ys
type instance (x ': xs) :++ ys = x ': (xs :++ ys)
```

Y luego a nivel de términos:

```
hAppend :: HList xs -> HList ys -> HList (xs :++ ys)
hAppend HNil ys = ys
hAppend (HCons x xs) ys = HCons x (hAppend xs ys)
```

⁶Una *data family* es una construcción que provee la extensión `TypeFamilies`, no hacemos uso de las mismas en nuestra implementación.

Una alternativa es definir la familia como un tipo indizado: ⁷

```
class HAppend xs ys where
  type HAppendR xs ys :: [Type]
  chAppend :: HList xs -> HList ys -> HList (HAppendR xs ys)

instance HAppend '[] ys where
  type HAppendR '[] ys = ys
  chAppend HNil ys = ys

instance (HAppend xs ys) => HAppend (x ': xs) ys where
  type HAppendR (x ': xs) ys = x ': (HAppendR xs ys)
  chAppend (HCons x xs) ys = HCons x (chAppend xs ys)
```

Si intentamos a modo de ejemplo programar una función que actualiza la n -ésima entrada en una lista heterogenea (eventualmente cambiando el tipo del dato en esa posición), estamos claramente ante una función de tipos dependientes (el tipo del resultado depende de n). Este es el escenario donde serán necesarios *Proxies* y/o *Singletons*.

Una definición posible: ⁸

```
type family UpdateAtNat (n :: Nat)(x :: Type)(xs :: [Type]) :: [Type]
type instance UpdateAtNat Zero      x (y ': ys) = x ': ys
type instance UpdateAtNat (Succ n) x (y ': ys) = y ': UpdateAtNat n x xs

updateAtNat :: SNat n -> x -> HList xs -> HList (UpdateAtNat n x xs)
updateAtNat SZ y (HCons _ xs) = HCons y xs
updateAtNat (SS n) y (HCons x xs) = HCons x (updateAtNat n y xs)
```

2.6 Registros Heterogeneos Extensibles

AspectAG requiere de registros heterogeneos extensibles fuertemente tipados, esto es, colecciones etiqueta-valor, heterogeneas, donde además las etiquetas estén dadas por tipos. Además de HList, existen otros proyectos de implementaciones de registros heterogeneos en Haskell, como Vinil [20], CTrex [24], entre otros [27].

El enfoque original de HList para implementar registros es utilizar una lista heterogenea, donde cada entrada es del tipo `Tagged l v`, definido como

```
data Tagged l v = Tagged v
```

Esta definición no es satisfactoria si pretendemos utilizar todo el poder de las nuevas extensiones de Haskell. Por ejemplo no se está utilizando la posibilidad de tipar (en el lenguaje de tipos) que nos provee la promoción de datos. HList implementa predicados como typeclasses para asegurar que todos los miembros son de tipo `Tagged` cuando la buena formación podría expresarse directamente en el kind. Además las etiquetas de HList son de kind `Type`, cuando en realidad nunca requieren estar habitadas a nivel de valores.

En su lugar, utilizaremos la siguiente implementación:

⁷esta es una tercer forma de definir familias de tipos, además de la notación abierta o cerrada.

⁸asumamos que el n es menor al largo de la lista, lo cual podríamos también forzar estáticamente.

```

data Record :: forall k . [(k,Type)] -> Type where
  EmptyR :: Record '[]
  ConsR   :: LabelSet ( '(l, v) ' : xs ) =>
    Tagged l v -> Record xs -> Record ( '(l,v) ' : xs)

```

Un registro es una lista con más estructura, a nivel de tipos es una lista de pares. Usamos la promoción de listas y de pares a nivel de tipos. Para agregar un campo, requerimos un valor de tipo `Tagged l v` definido como:

```

data Tagged (l :: k) (v :: Type) where
  Tagged :: v -> Tagged l v

```

`Tagged` es polimórfico en el kind de las etiquetas. La restricción `LabelSet` garantiza que las etiquetas no se repitan, su implementación se explica a continuación.

2.7 Predicados sobre tipos

Si bien las extensiones modernas nos permiten adoptar el estilo funcional en la programación a nivel de tipos, el estilo de programación “lógica” por medio de clases sigue siendo adecuado para codificar predicados. Una lista de pares promovida satisface el predicado `LabelSet` si las primeras componentes son únicas. Así, la lista de pares representa un mapeo, o registro indizado por las primeras componentes. El predicado se implementa *a la prolog*, aunque usamos el poder de las extensiones modernas para tipar fuertemente los funtores.

```

class LabelSet (l :: [(k,k2)])
instance LabelSet '[]           -- empty set
instance LabelSet '[ '(x,v)]    -- singleton set

instance ( HEqK l1 l2 leq
          , LabelSet' '(l1,v1) '(l2,v2) leq r)
  => LabelSet ( '(l1,v1) ' : '(l2,v2) ' : r)

class LabelSet' l1v1 l2v2 (leq::Bool) r
instance ( LabelSet ( '(l2,v2) ' : r)
          , LabelSet ( '(l1,v1) ' : r)
          ) => LabelSet' '(l1,v1) '(l2,v2) False r

```

donde `HEqK l1 l2 False` es instancia solo si `l1` y `l2` son probables distintos. Para ello se utiliza la igualdad sobre kinds que implementa el módulo `Data.Type.Equality`.

Notar que podríamos también codificar el predicado como una función booleana a nivel de tipos, luego se propaga como una restricción con el valor que queremos (`LabelSet l ~ True`).

También podría utilizarse una familia de tipos para construir la constraint `LabelSet` haciendo uso de la extensión `ConstraintKinds` [22].

En general, la programación mediante clases es sustituible por familias de tipos, pero no parece natural en este caso.

2.8 Programación de errores de tipado

Consideramos las siguientes definiciones:

```
data L
tlb = Tagged True :: Tagged L Bool
tli = Tagged 3     :: Tagged L Int
r   = tli 'ConsR' (tlb 'ConsR' emptyRecord)
```

El registro `r` tiene dos campos indizados por la misma etiqueta, por lo que código no compilará. GHC reporta el siguiente error:

```
. No instance for (Language.Grammars.AspectAG.Uutils.TPrelude.LabelSet'
                    '(L, Int) '(L, Bool) 'True '[])
    arising from a use of 'ConsR'
. In the expression: tli 'ConsR' (tlb 'ConsR' emptyRecord)
```

El mensaje no es claro, y de hecho este caso resulta ser de los menos confusos. Kyselyov et al [14] ya en el año 2004 proponen una solución para mejorar los mensajes de error que consiste en definir una clase:

```
class Fail e
```

y luego crear instancias de clases para las combinaciones inválidas utilizando `Fail` como superclase, por ejemplo:

```
data RepeatedLabel
instance Fail RepeatedLabel => LabelSet' l1 l2 True r
```

Cuando el verificador de GHC intente satisfacer la instancia `LabelSet' l1 l2 True r` encontrará de hecho una definición válida, y buscará resolver `Fail (RepeatedLabel)`. `Fail` es una clase sin implementaciones, por lo que el compilador presenta finalmente el error:

```
No instance for (Fail (RepeatedLabel))
```

Distintas definiciones de tipos de datos como `RepeatedLabel` proveen nuevos mensajes. Esta solución si bien es muy creativa considerando la falta de soporte en la época por parte del compilador para implementar una alternativa más adecuada, es muy mejorable. Recientemente GHC implementa en el módulo `GHC.TypeLits` de la biblioteca `base` un mecanismo para definir mensajes de error por parte del usuario. El módulo exporta la definición

```
type family TypeError (a :: ErrorMessage) :: b where {}
```

que es el equivalente a la función `error` a nivel de tipos. Además el polimorfismo de kinds permite utilizarla como clase dado que el kind `b` puede ser instanciado por `Constraint`. El kind `ErrorMessage` está habitado por tipos que implementan mensajes de error, haciendo uso de habitantes del kind `Symbol` que es una promoción de `String`.

Podemos entonces implementar:

```
instance TypeError (Text "LabelSet Error:" :: $$$:
                  Text "Duplicated Label on Record" :: $$$:
                  Text "On fields:" :: $$$: ShowType l1 :: $$$:
                  Text " and " :: $$$: ShowType l1 )
=> LabelSet' l1 l2 True r
```

Al intentar compilar el código con el registro mal formado el mensaje presentado es:

```
. LabelSet Error:
  Duplicated Label on Record
  On fields:
    '(L, Int)
    and
    '(L, Int)
. In the expression: tli 'ConsR' (tlb 'ConsR' emptyRecord)
```

que es mucho más expresivo. En la reimplementación de AspectAG se hace uso de estos mensajes de error definidos por usuario.

3 Gramáticas de atributos y AspectAG

Presentamos una breve introducción a las gramáticas de atributos, de manera informal por medio de un ejemplo. Implementamos el mismo ejemplo en AspectAG.

3.1 Gramáticas de atributos

Las gramáticas de atributos (AGs) [15] son un formalismo para describir computaciones recursivas sobre tipos de datos⁹. Dada una gramática libre de contexto, se le asocia una semántica considerando *atributos* en cada producción, los cuales toman valores calculados mediante reglas a partir de los valores de los atributos de los padres y de los hijos en el árbol de sintaxis abstracta. Los atributos se dividen clásicamente en dos tipos: heredados y sintetizados. Los atributos heredados son pasados como contexto desde los padres a los hijos. Los atributos sintetizados, por el contrario fluyen “hacia arriba” en la gramática, propagándose desde los hijos de una producción. Un *aspecto* es una colección de (uno o más) atributos y sus reglas de cómputo.

Las gramáticas de atributos son especialmente interesantes en la implementación de compiladores [1, 9] traduciendo el árbol de sintaxis abstracta en algún lenguaje de destino o representación intermedia. También es posible validar chequeos semánticos de reglas que no están presentes sintácticamente (por ejemplo compilando lenguajes con sintaxis no libre de contexto, parseados previamente según una gramática libre de contexto como ocurre en la mayoría de los lenguajes de programación modernos) o implementar verificadores de tipos.

Además, las gramáticas de atributos son útiles en si mismas como un paradigma de programación. Buena parte de la programación funcional consiste en componer computaciones sobre árboles (expresadas mediante álgebras [4] aplicadas a un catamorfismo). Un álgebra en definitiva especifica una semántica para una estructura sintáctica. Cuando las estructuras de datos son complejas (por ejemplo, en la representación del árbol de sintaxis abstracta de un lenguaje de programación complejo), surgen ciertas dificultades de escalabilidad y mantenibilidad [9]. Por ejemplo ante un cambio en la estructura es necesario hacer cambios en la implementación del catamorfismo y de todas las álgebras. Las AGs permiten definir las álgebras de forma modular.

Más en general la programación mediante gramáticas de atributos significa una solución a un conocido tópico de discusión en la comunidad llamado “El problema de la expresión” (“The expression problem”, término acuñado por P. Wadler [26]). Cuando el software se construye de forma incremental es deseable que sea sencillo introducir nuevos tipos de datos o enriquecer los existentes con nuevos constructores, y también que sea simple implementar nuevas funciones. Normalmente en el diseño de un lenguaje las decisiones que facilitan una de las utilidades van en desmedro de la otra, siendo la programación orientada objetos el ejemplo paradigmático de técnica orientada a los datos, y la programación funcional, por el contrario el claro ejemplo donde es simple agregar funciones, siendo costoso en cada paradigma hacer lo dual. Pensar en cuan complicado (y cuantos módulos hay que modificar, y por tanto recompilar) es agregar un método en una estructura de clases amplia, o cuantas funciones hay que modificar en los lenguajes funcionales si en un tipo algebraico se agrega un constructor (y nuevamente, cuántos módulos potencialmente se requieren recompilar).

⁹Tipos de datos algebraicos o gramáticas son formalismos equivalentes

La *Programación orientada a aspectos* mediante gramáticas de atributos es una propuesta de solución a este problema, donde es simple agregar nuevas producciones (definiendo localmente las reglas de computación de los atributos existentes sobre la nueva producción), así como agregar nuevas funcionalidades (definiendo localmente nuevos atributos con sus reglas, o bien combinando los ya existentes).

Por su característica, donde las computaciones se expresan de forma local en cada producción combinando cómo la información fluye “de arriba a abajo” y de “abajo a arriba”, una aplicación útil de las AGs es la de definir computaciones circulares.

3.2 Ejemplo: repmin

Como ejemplo consideramos la clásica función `repmin` [3] que dado un árbol contenedor de enteros (por ejemplo binario y con la información en las hojas), retorna un árbol con la misma topología, conteniendo el menor valor del árbol original en cada hoja.

Una definición por gramáticas de atributos viene dada de la siguiente manera:

```

DATA Root | Root tree
DATA Tree | Node l, r : Tree
           | Leaf i : { Int }

SYN Tree [smin : Int]
SEM Tree
  | Leaf lhs .smin = @i
  | Node lhs .smin = @l.smin 'min' @r.smin

INH Tree [ival : Int]
SEM Root
  | Root tree.ival = @tree.smin
SEM Tree
  | Node l .ival = @lhs.ival
    r .ival = @lhs.ival

SYN Root Tree [sres : Tree]
SEM Root
  | Root lhs .sres = @tree.sres
SEM Tree
  | Leaf lhs .sres = Leaf @lhs.ival
  | Node lhs .sres = Node @l.sres @r.sres

```

Utilizamos la sintaxis del lenguaje de AGs `uuagc` de la Universidad de Utrecht [23]. Las palabras clave `DATA` introducen no terminales. Las producciones declaradas se delimitan por el carácter “|”, tanto a las producciones como a los hijos se les designan nombres.

El ejemplo de gramática traducido a Haskell como tipo de datos algebraico corresponde a:

```

data Root
  = Root Tree

data Tree
  = Node { l, r :: Tree }
  | Leaf { i :: Int }

```

En lugar de utilizar el tipo `Tree` tanto para nodos internos como para la raíz, como es usual, utilizamos el tipo de datos `Root` para “marcar” la raíz del árbol. Esto es útil para tener un símbolo de inicio explícito de la gramática, que a nivel operacional nos va a

permitir saber cuando encadenar atributos sintetizados con heredados. La decisión es natural dado que la semántica (i.e. la forma en la que se computan los atributos) difiere en un nodo ordinario y en la raíz.

La palabra clave **SYN** introduce un atributo sintetizado. **smin** y **sres** son atributos sintetizados de tipo **Int** y **Tree** respectivamente. La semántica de cada uno se define mediante la sentencia **SEM**. Las computaciones se definen en Haskell, con el agregado de que **@lhs** o **@<hijo>** (para cualquier nombre de hijo) pueden usarse para hacer referencia a los atributos del padre y de los hijos, respectivamente.

El atributo **smin** representa el mínimo valor de las hojas contenidas en el subárbol correspondiente, computándose en las hojas como el valor que ellas contienen (que, formalmente puede considerarse un nuevo atributo, implícito), y en los nodos el mínimo del valor del mismo atributo **smin** en los subárboles.

El atributo **sres** vale un árbol con la misma forma que el subárbol original pero con el mínimo global en cada hoja. En la raíz se copia el subárbol, y en cada nodo interno se construye un nodo con los subárboles que contiene el atributo **sres** en los subárboles. En las hojas se calcula en función del atributo heredado **ival**.

Los atributos heredados se definen con la sentencia **INH**. En el ejemplo **ival** es el único atributo heredado, que representa el valor mínimo global en el árbol. En la raíz, **ival** se computa como una copia del valor **smin**. Se aprecia por qué necesitábamos marcar la raíz del árbol: para saber cuando el mínimo local es global y computar **ival**. En los nodos, a cada subárbol se le copia el valor de **ival** actual, que fluirá “hacia abajo”.

3.3 AspectAG

AspectAG es un lenguaje de dominio específico embebido en Haskell que permite especificar gramáticas de atributos y utiliza programación a nivel de tipos para que las gramáticas resultantes verifiquen estáticamente ciertas propiedades de buena formación. La implementación sigue a grandes rasgos la siguiente idea: Dada una estructura de datos sobre la que vamos a definir los atributos, en cada producción de la gramática llamamos *atribución* al registro de todos los atributos. Una atribución es un mapeo de nombres de atributos a sus valores. Los nombres de atributos se manejan en tiempo de compilación, por lo que una estructura como la presentada en la sección 2.6 es adecuada. En cada producción, la información fluye de los atributos heredados del padre y los sintetizados de los hijos, que se llaman en la literatura “familia de entrada” (*input family*), a los sintetizados del padre y heredados de los hijos, la *output family*. Una regla semántica consiste en un mapeo de una familia de entrada a una familia de salida. Se le proveen al programador primitivas para definir atributos y sus reglas semánticas, que se agruparán en *aspectos*. Se provee también una primitiva para combinar aspectos. Una función (la función semántica) se encarga de computar la AG, es decir, calcular el valor de los atributos definidos en las producciones.

La especificación de una AG podría estar mal formada (por ejemplo, al intentar usar atributos que no están definidos para cierta producción). Como las atribuciones se conocen estáticamente, los ejemplos mal formados serán rechazados en tiempo de compilación.

Presentamos una solución al problema **repmin** en términos de nuestra reimplementación de AspectAG, para que el lector tome contacto con el estilo de programación en el EDSL. Luego se presentará mayor detalle de la implementación.

Es necesario definir múltiples tipos de *Etiqueta* ¹⁰. Hay etiquetas para los símbolos no

¹⁰La biblioteca provee funciones en TemplateHaskell para ahorrarnos el trabajo

terminales, para los atributos, y para nombrar a los hijos en cada producción. Por ejemplo, para los atributos definimos:

```
data Att_smin; smin = Label :: Label Att_smin
data Att_ival; ival = Label :: Label Att_ival
data Att_sres; sres = Label :: Label Att_sres
```

Para los hijos, la etiqueta contiene tanto el nombre como el tipo de no terminal, por ejemplo:

```
data Ch_tree -- root
data Ch_r    -- node
data Ch_l    -- node
data Ch_i    -- leaf

ch_tree = Label :: Label ( Ch_tree, Tree)
ch_r    = Label :: Label ( Ch_r, Tree)
ch_l    = Label :: Label ( Ch_l, Tree)
ch_i    = Label :: Label ( Ch_i, Int)
```

Las etiquetas tienen información solo a nivel de tipos, `Label` es una implementación especializada de `Proxy`.

```
data Label (l :: k) = Label
```

Nótese que en el ejemplo los tipos definidos para cada etiqueta son vacíos (no tienen habitantes), su única función es ser usados como parámetro en `Label`.

Veamos ahora las reglas para el atributo `smin`. En la especificación de la gramática de atributos, puede observarse que este atributo tiene reglas de computación en el árbol, por lo que hay dos producciones donde hace falta definir las (`Node` y `Leaf`). En `AspectAG`:

```
node_smin (Fam chi par)
  = syndef smin $ (chi # ch_l # smin) 'min' (chi # ch_r # smin)

leaf_smin (Fam chi par)
  = syndef smin $ chi # ch_i # leafVal
```

Para comprender la definición anterior recordemos que las reglas son funciones, un mapeo de la *input family* (atributos heredados del padre y sintetizados de los hijos) a la *output family* (sintetizados del padre, heredados a los hijos). El parámetro sobre el que se hace pattern matching (`Fam chi par`) es entonces una familia, el campo `chi` contiene el registro de los hijos, con sus atribuciones, y el campo `par` la atribución del padre. El operador (`#`) es el acceso (por etiqueta) y está sobrecargado, Las funciones definidas tienen tipo `Rule`. Los tipos `Fam` y `Rule` se detallan en la sección 4.1.

La definición anterior expresa que para el nodo se define una regla para el atributo sintetizado `smin`, que se calcula como el mínimo entre el valor de `smin` del hijo `ch_l` (nombre del hijo izquierdo), y el valor de `smin` del hijo `ch_r` (nombre del hijo derecho). En el caso de la regla para la hoja, se toma el valor de `leafVal` (que es un nombre para el valor guardado) para el (único) hijo en la producción `ch_i`. Si bien generalmente los terminales van a tener un único hijo con su valor -parecen innecesarias dos etiquetas- implementar de forma fuertemente tipada nos obliga a respetar esta estructura (o complicar mucho la implementación). Notar que, además de los nombres, nada indica (aún) que las reglas estén relacionadas a sus producciones.

Análogamente se definen las reglas para el atributo sintetizado `sres`:

```

root_sres (Fam chi par)
  = syndef sres $ chi # ch_tree # sres

node_sres (Fam chi par)
  = syndef sres $ Node (chi # ch_l # sres)(chi # ch_r # sres)

leaf_sres (Fam chi par)
  = syndef sres $ Leaf (par # ival)

```

En este caso el atributo está definido para la raíz, y en la hoja usamos un atributo heredado `ival` para computar el mínimo global.

Por último presentamos el atributo heredado:

```

root_ival (Fam chi par) =
  inhdef ival [nt_Tree] $ ch_tree .=. chi # ch_tree # smin
  *. emptyRecord

node_ival (Fam chi par) =
  inhdef ival [nt_Tree] $ ch_l .=. par # ival
  *. ch_r .=. par # ival
  *. emptyRecord

```

La función `inhdef` requiere un registro donde se especifica para cada hijo cómo se computará `ival`: desde la raíz se propaga el valor del atributo sintetizado `smin`, en los nodos del árbol se propaga el valor de `ival` tomado del padre, incambiado. El parámetro extra `[nt_Tree]` es una lista heterogénea de no terminales utilizada para chequear - estáticamente - que los hijos forman parte de los no terminales para los que está definido el atributo. Los aspectos se definen como un registro con las reglas para cada producción, aquí es donde efectivamente indicamos a qué producción se asocia cada regla.

```

asp_ival = p_Root .=. root_ival
  *. p_Node .=. node_ival
  *. emptyRecord
asp_sres = p_Root .=. root_sres
  *. p_Node .=. node_sres
  *. p_Leaf .=. leaf_sres
  *. emptyRecord
asp_smin = p_Leaf .=. leaf_smin
  *. p_Node .=. node_smin
  *. emptyRecord

```

El operador `(.*)` permite construir registros heterogéneos, `emptyRecord` es el registro vacío. El operador `(.=.)` construye campos del registro dados un valor con el tipo de la etiqueta y su correspondiente regla.

Los aspectos pueden combinarse para formar uno nuevo mediante el operador `(.+.)`:

```

asp_repmin = asp_smin .+. asp_sres .+. asp_ival

```

Finalmente `repmin :: Tree -> Tree` viene dado por:

```

repmin t = sem_Root asp_repmin (Root t) emptyAtt # sres

```

En donde `sem_Root` es la función semántica, una función definida una sola vez¹¹.

¹¹La función semántica es derivable a partir del functor de la estructura de datos. Se proveen funciones para derivarla automáticamente utilizando TemplateHaskell [19].

4 Reimplementación de AspectAG

A continuación presentamos algunos de los aspectos más importantes de la implementación de la biblioteca.

4.1 Estructuras de Datos

Como se definió antes, una atribución (*attribution*) es un mapeo de nombres de atributos a sus valores, que representamos como un registro heterogeneo. A diferencia de la implementación original, para obtener mensajes de error precisos y evitar que se filtre implementación en los mismos decidimos tener estructuras especializadas.

Un atributo (etiquetado por su nombre) viene dado por:

```
newtype Attribute label value = Attribute value
```

que es el componente principal para construir atribuciones:

```
data Attribution :: forall k . [(k,Type)] -> Type where
  EmptyAtt :: Attribution '[]
  ConsAtt  :: LabelSet ( '(att, val) ': atts) =>
    Attribute att val -> Attribution atts -> Attribution ( '(att,val) ': atts)
```

Notar que estamos utilizando todo el poder de las extensiones modernas. Se utilizan kinds promovidos en las listas (*DataKinds*), polimorfismo en kinds en las etiquetas (*PolyKinds*), la estructura es un GADT (*GADTs*), *LabelSet* está predicando sobre un kind polimórfico, donde usamos igualdad de kinds (*ConstraintKinds*).

Una familia consiste en la atribución del padre y una colección de atribuciones para los hijos etiquetadas por sus nombres.

```
data Fam (c::[(k',[(k,Type)])]) (p :: [(k,Type)]) :: Type where
  Fam :: ChAttsRec c -> Attribution p -> Fam c p
```

La colección de atribuciones para los hijos se representan de la siguiente manera:

```
data ChAttsRec :: forall k k' . [(k , [(k',Type)])] -> Type where
  EmptyCh :: ChAttsRec '[]
  ConsCh  :: LabelSet ( '(1, v) ': xs) =>
    TaggedChAttr chi att -> ChAttsRec chs -> ChAttsRec ( '(chi,att) ': chs)
```

La estructura es análoga a la anterior: es de nuevo una implementación de registro heterogeneo pero especializada.

Notar que en todos los tipos de datos definidos se expresa la estructura en el nivel de los kinds. Por ejemplo, el primer parámetro del constructor de tipos *Fam* debe ser un tipo de kind $[(k', [(k, \text{Type})])]$, lo cual modela razonablemente un registro de registros (es un mapeo con nombres de hijos como dominio, donde cada imagen contiene un nuevo mapeo de atributos a valores). Luego a nivel de valores el constructor *Fam* requiere un primer argumento de tipo *ChAttsRec c*, donde *c* ha de tener efectivamente el kind correcto. El kind no alcanza para expresar que las listas de pares no repiten la primer componente, para ello requerimos que se satisfaga la *constraint* $\text{LabelSet}('(\text{chi}, \text{att})': \text{chs})$ en el constructor de *ChAttsRec*. Por supuesto, también debemos asegurar en tiempo de compilación que cada hijo contiene efectivamente una atribución, por lo que *TaggedChAttr* se define:

```
data TaggedChAttr (l::k) (v :: [(k',Type)]) :: Type where
  TaggedChAttr :: Label l -> Attribution v -> TaggedChAttr l v
```

De la misma forma podemos razonar sobre el segundo parámetro de **Fam**, a nivel de tipos tiene el kind $[(k, \text{Type})]$, a nivel de valores requerimos un habitante de **Attribution** **p**, estructura sobre la que chequeamos estáticamente que modele un mapeo.

En la implementación original no se expresaba ninguna información a nivel de los kinds.

Reglas

Una regla es una función de la familia de entrada a la de salida. Se implementa de la siguiente manera:

```
type Rule sc ip ic sp ic' sp'
  = Fam sc ip -> (Fam ic sp -> Fam ic' sp')
```

El tipo contiene una aridad extra para hacer las reglas componibles [17]. Dada la familia de entrada compuesta por atributos sintetizados de los hijos (**sc**) y los heredados del padre (**ip**), se construye una función que toma como entrada la familia de salida construida hasta el momento (formada por los atributos heredados de los hijos (**ic**) y los sintetizados por el padre (**sp**)), y la extiende (donde los nuevos atributos heredados de los hijos son **ic'** y los sintetizados por el padre **sp'**).

El kind de **Rule** viene dado entonces por:

```
Rule :: [(k', [(k, Type)])] -> [(k, Type)]
      -> [(k', [(k, Type)])] -> [(k, Type)]
      -> [(k', [(k, Type)])] -> [(k, Type)] -> Type
```

Dos reglas construidas de esta forma se pueden componer:

```
(f 'ext' g) input = f input . g input
```

4.2 Declaración de Reglas

Se proveen distintas primitivas para declarar reglas. En el ejemplo se utilizaron **syndef** e **inhdef**, que son las mínimas adecuadas para tener un sistema utilizable. En la implementación se proveen otras construcciones, y parte del trabajo futuro pasa por codificar nuevas.

La primitiva **syndef** provee la definición de un nuevo atributo sintetizado. Dada una etiqueta no definida previamente que represente el nombre del nuevo atributo a definir y un valor para el mismo, **syndef** construye una función que actualiza la familia que se tenía hasta el momento:

```
syndef :: LabelSet ( '(att,val) ': sp) =>
  Label att -> val -> (Fam ic sp -> Fam ic ( '(att,val) ': sp))
syndef latt val (Fam ic sp) = Fam ic (latt =. val *. sp)
```

Los operadores (**=.**) y (**.*.**) son azucar sintáctica para los constructores **Attribute** y **ConsAtt**, respectivamente.

Por otro lado la función **inhdef** introduce un atributo heredado de nombre **att** para una colección de no terminales **nts**:

```

inhdef :: Defs att nts vals ic ic' =>
  Label att -> HList nts -> Record vals -> (Fam ic sp -> Fam ic' sp)
inhdef att nts vals (Fam ic sp) = Fam (defs att nts vals ic) sp

```

`vals` es un registro heterogeneo donde las etiquetas representan los nombres de los hijos, conteniendo valores que describen como computar el atributo que está siendo definido para cada uno de ellos. En contraste con `syndef`, es bastante más compleja de implementar, y para ello utilizamos la función auxiliar `defs`, que inserta las definiciones en los hijos a los que corresponda.

Para definir la función `defs` se hace recursión sobre el registro `vals` que contiene las nuevas definiciones. Se utiliza la función auxiliar `singledef` que inserta una única definición. En la versión original de la biblioteca esta función se implementaba con dependencias funcionales en lugar de la familia de tipos, y sin expresar información en el kind.

```

class Defs att (nts :: [Type])
  (vals :: [(k,Type)]) (ic :: [(k',[(k,Type)])]) where
  type DefsR att nts vals ic :: [(k',[(k,Type)])]
  defs :: Label att -> HList nts -> Record vals -> ChAttsRec ic
    -> ChAttsRec (DefsR att nts vals ic)

```

Si el registro está vacío no se inserta ninguna definición:

```

instance Defs att nts '[] ic where
  type DefsR att nts '[] ic = ic
  defs _ _ _ ic = ic

```

En el caso recursivo, combinamos la primera componente del registro con la llamada recursiva:

```

instance ( Defs att nts vs ic
  , ic' ~ DefsR att nts vs ic
  , HMember t nts
  , mnts ~ HMemberRes t nts
  , HasLabelChildAtts (lch,t) ic'
  , mch ~ HasLabelChildAttsRes (lch,t) ic'
  , SingleDef mch mnts att (Tagged (lch,t) vch) ic') =>
  Defs att nts ( '((lch,t), vch) ': vs) ic where
  type DefsR att nts ( '((lch,t), vch) ': vs) ic
    = SingleDefR (HasLabelChildAttsRes (lch,t) (DefsR att nts vs ic))
      (HMemberRes t nts)
      att
      (Tagged (lch,t) vch)
      (DefsR att nts vs ic)
  defs att nts (ConsR pch vs) ic = singledef mch mnts att pch ic'
  where ic' = defs att nts vs ic
        lch = labelLVPair pch
        mch = hasLabelChildAtts lch ic'
        mnts = hMember (sndLabel lch) nts

```

Es decir, si la entrada es de la forma `ConsR pch vs`, hacemos la llamada recursiva con las demás definiciones, guardando el resultado en `ic'`. La nueva definición a insertar (`pch`)

será combinada utilizando `singleDef`, que además recibe como parámetros dos proxies que en su tipado transportan la evidencia de la existencia de las etiquetas para el hijo y el no terminal sobre el que estamos construyendo. Estos se obtienen mediante las llamadas a `hasLabelChilds` y `hMember`, mientras que `labelLVPair` extrae la etiqueta de un par etiqueta-valor. Como implementamos las familias de tipos como tipos indizados en clases la misma información se ve replicada en el nivel de los tipos, por lo que son necesarias restricciones como `HMember t nts`, `Defs att nts vs ic` o `SingleDef mch mnts att (Tagged (lch,t) vch) ic'`. Las restricciones que se refieren a tipos indizados como:

```
ic' ~ DefsR att nts vs ic
mnts ~ HMemberRes t nts
mch ~ HasLabelChildAttsRes (lch,t) ic'
```

no son estrictamente necesarias, y podrían en todos los casos eliminarse y utilizar el lado derecho en cada ocurrencia del lado izquierdo.¹²

La función `singledef` implementa la inserción en la atribución de un hijo. La definición de la clase utilizada para la función viene dada por:

```
class SingleDef (mch::Bool)(mnts::Bool) att pv (ic :: [(k',[(k,Type)])]) where
  type SingleDefR mch mnts att pv ic :: [(k',[(k,Type)])]
  singledef :: Proxy mch -> Proxy mnts -> Label att -> pv -> ChAttsRec ic
    -> ChAttsRec (SingleDefR mch mnts att pv ic)
```

Los primeros dos parámetros son, como vimos antes proxies de booleanos, que proveen evidencia de la existencia de las etiquetas del hijo y los terminales respectivamente. El caso válido, en donde el código debe compilar es cuando ambos valen `True`. Las demás combinaciones sirven para definir mensajes de error expresivos en cada escenario, utilizando `GHC.TypeLits.TypeError`. La implementación del caso interesante es la siguiente:

```
instance ( HasChildF lch ic
          , och ~ LookupByChildFR lch ic
          , UpdateAtChildF lch ( '(att,vch) ': och) ic
          , LabelSet ( '(att, vch) ': och) =>
  SingleDef 'True 'True att (Tagged lch vch) ic where
  type SingleDefR 'True 'True att (Tagged lch vch) ic
    = UpdateAtChildFR lch ( '(att,vch) ': (LookupByChildFR lch ic)) ic
  singledef _ _ att pch ic
    = updateAtChildF (Label :: Label lch) ( att =. vch *. och) ic
  where lch = labelTChAtt pch
        vch = unTaggedChAtt pch
        och = lookupByChildF lch ic
```

Se obtiene la atribución del hijo de nombre adecuado (`och`) y se inserta el atributo en la misma, lo que corresponde a la expresión `att =.vch *.och`. El operador `(*.)` es azúcar sintáctica para `ConsAtt`¹³, por lo que estáticamente se requiere satisfacer la restricción

¹²a modo de ejemplo, cuando se define `SingleDefR`, en su segundo parámetro nótese que escribimos `HMemberRes t nts`, en lugar de `mnts`.

¹³En general `(*.)`, `(=.)`, `(#.)` corresponden a atribuciones, mientras que `(.*)`, `(.=)`, `(.#)` corresponden a mapeos de hijos. Existen versiones sobrecargadas de los operadores como vimos anteriormente en la sección 3.3 con el uso de `(#)`. En ciertos escenarios el uso de la sobrecarga puede llevar a requerir anotar tipos y conducir a errores de compilación confusos. Es recomendable para los nuevos usuarios de la biblioteca, utilizar los constructores especializados.

`LabelSet ('(att, vch) ':och))`. Finalmente la nueva atribución es insertada en el registro de atribuciones de los hijos usando `updateAtChildF`.

En todas las definiciones anteriores las funciones auxiliares utilizadas en las cláusulas **where** son funciones de acceso o predicados relativamente simples de definir. Como vimos, algunos de los valores que se retornan contienen información a nivel de tipos usada en tiempo de compilación. `lch`, `mch`, `mnts` son ejemplos de expresiones que no tienen información a nivel de valores.

Por ejemplo `hasLabelChildAtts` predica la existencia de una etiqueta de hijo a nivel de tipos. Se define como familia de tipos y todo el contenido computacional se da a nivel de los tipos, a nivel de valores se retorna un `Proxy`.

```
class HasLabelChildAtts (e :: k)(r :: [(k,[(k,Type)])) where
  type HasLabelChildAttsRes (e::k)(r :: [(k,[(k,Type)])) :: Bool
  hasLabelChildAtts
    :: Label e -> ChAttsRec r -> Proxy (HasLabelChildAttsRes e r)
```

La implementación es inmediata, buscamos la ocurrencia de la etiqueta en las primeras componentes de una lista de pares:

```
instance HasLabelChildAtts e '[] where
  type HasLabelChildAttsRes e '[] = 'False
  hasLabelChildAtts _ _ = Proxy

instance HasLabelChildAtts k ( '(k',v) ': ls) where
  type HasLabelChildAttsRes k ( '(k',v) ': ls)
    = Or (k == k') (HasLabelChildAttsRes k ls)
  hasLabelChildAtts _ _ = Proxy
```

Por otra parte, `Or` es una función definida puramente a nivel de tipos, y la implementamos como familia.

```
type family Or (l :: Bool)(r :: Bool) :: Bool where
  Or False b = b
  Or True b  = 'True
```

Como ejemplo de una primitiva no usada en `repmin` podemos citar `synmod`, que redefine un atributo sintetizado existente (tanto el valor, como el tipo).

```
synmod :: UpdateAtLabelAtt att val sp sp' =>
  Label att -> val -> Fam ic sp -> Fam ic sp'
synmod latt val (Fam ic sp) = Fam ic (updateAtLabelAtt latt val sp)
```

4.3 Aspectos

Un aspecto se implementa simplemente como un registro heterogeneo que contendrá reglas etiquetadas por nombres de producciones.

```
type Aspect = Record
type Prd prd rule = Tagged prd rule
```

En este caso no consideramos necesaria una implementación especializada y preferimos reutilizar código, en contraste a la implementación de las atribuciones y registros de atribuciones de los hijos, en donde la estructura es compleja e induce a errores de programación (por lo que preferíamos tipar lo más fuertemente posible). De cualquier manera, para el usuario de la biblioteca la construcción de malas instancias puede ser prohibida por constructores inteligentes. En particular al utilizar el combinador de aspectos se utiliza la función `comSingle` que solo compila si las reglas están bien formadas, como vemos más adelante.

4.4 Combinación de Aspectos

La combinación de aspectos viene dada por la función `(.+.)` definida a nivel de tipos como la clase `Com`.

```
class Com (r :: [(k,Type)]) (s :: [(k, Type)]) where
  type (.++. ) r s :: [(k,Type)]
  (.+. ) :: Aspect r -> Aspect s -> Aspect (r .++. s)
```

La función se define por recursión en la segunda componente. Si una producción aparece en un solo aspecto parámetro aparecerá en el resultado intacta. Por otro lado, las producciones que aparezcan en ambos aspectos deberán incluirse en el resultado con las reglas combinadas según la función `ext` definida anteriormente.

Para el caso base, donde el segundo aspecto es vacío la función retorna el primer aspecto sin modificar.

```
instance Com r '[] where
  type r .++. '[] = r
  r .+. _ = r
```

Si la segunda componente consiste en al menos una producción con su regla, la combinamos al primer aspecto mediante la función `comSingle`, y llamamos recursivamente a la combinación del nuevo registro creado con la cola del segundo parámetro.

```
instance ( Com (ComSingleR (HasLabelRecRes prd r) prd rule r) r'
  , HasLabelRecRes prd r ~ b
  , HasLabelRec prd r
  , ComSingle b prd rule r)
=> Com r ( '(prd, rule) ': r') where
  type r .++. ( '(prd, rule) ': r')
    = (ComSingleR (HasLabelRecRes prd r) prd rule r) .++. r'
  r .+. (pr 'ConsR' r') = let b    = hasLabelRec (labelPrd pr) r
                           r'' = comSingle b pr r
                           r''' = r''' .+. r'
  in r''
```

La función `comSingle` es una función cuyo comportamiento es dependiente de los tipos de la producción y el Aspecto parámetro. Si ya existe una producción con ese nombre se deben combinar las reglas en el campo correspondiente del aspecto, sino el Aspecto debe extenderse. Implementamos `ComSingle` con un parámetro booleano extra que indica la pertenencia o no de la etiqueta `prd` al registro `r`. La firma viene dada por:


```

class ComSingle (b::Bool) (prd :: k) (rule :: Type) (r :: [(k,Type)]) where
  type ComSingleR b prd rule r :: [(k, Type)]
  comSingle :: Proxy b -> Prd prd rule -> Aspect r
    -> Aspect (ComSingleR b prd rule r)

```

Nuevamente hacemos uso del proxy para propagar pruebas. La función `hasLabelRec` se define análogamente a `hasLabelChildAtts`. Luego podemos definir las instancias posibles de `ComSingle`, y además chequeamos ciertas propiedades de buena formación. En particular cuando combinamos reglas chequeamos que efectivamente estamos combinando reglas.

En el caso donde la etiqueta de la producción a insertar no está presente en el aspecto parámetro simplemente extendemos el aspecto:

```

instance ( LabelSet ('(prd, rule) ': r) ) =>
  ComSingle 'False prd rule r where
  type ComSingleR 'False prd rule r = '(prd, rule) ': r
  comSingle _ prd asp = prd .*. asp

```

Si la producción ya existía en el aspecto parámetro, obtenemos la regla correspondiente, la combinamos con la nueva (`ext`), e insertamos la regla resultante en el aspecto.

```

instance ( UpdateAtLabelRecF prd (Rule sc ip ic  sp  ic'' sp'') r
  , HasFieldRec prd r
  , LookupByLabelRec prd r ~ (Rule sc ip ic' sp' ic'' sp'')
  , ic'' ~ (Syn3 (LookupByLabelRec prd r))
  , sp'' ~ (Inh3 (LookupByLabelRec prd r))
  ) =>
  ComSingle 'True prd (Rule sc ip ic  sp  ic'  sp') r where
  type ComSingleR 'True prd (Rule sc ip ic  sp  ic'  sp') r
    = UpdateAtLabelRecFR prd (Rule sc ip ic sp ic'' sp'') r
  comSingle _ f r = updateAtLabelRecF l (oldR 'ext' newR) r
    where l      = labelPrd f
          oldR    = lookupByLabelRec l r
          newR    = rulePrd f

```

Donde `Syn3` e `Inh3` son funciones de proyección definidas puramente a nivel de tipos:

```

type family Syn3 (rule :: Type) :: [(k', [(k, Type)])] where
  Syn3 (Rule sc ip ic  sp  ic'' sp'') = sp''
type family Inh3 (rule :: Type) :: [(k, Type)] where
  Inh3 (Rule sc ip ic  sp  ic'' sp'') = ic''

```

4.5 Funciones semánticas

En cada producción, llamamos “función semántica” al mapeo de los atributos heredados a los atributos sintetizados. Una computación sobre la gramática consiste exactamente en computar las funciones semánticas.

En el ejemplo `repmin`, la función `sem_Tree` construye, dados un aspecto y un árbol, una función semántica. El tipo de `sem_Tree`, si ignoramos los parámetros implícitos de las restricciones de typeclasses, viene dado por:

```
sem_Tree :: Aspect r -> Tree -> Attribution ip -> Attribution sp
```

Observemos la definición en uno de los casos:

```
sem_Tree asp (Node l r) = knit (asp .#. p_Node) $
                               ch_l .#. sem_Tree asp l
                               .#. ch_r .#. sem_Tree asp r
                               .#. emptyRecord
```

Es la función `knit` la que se encarga de construir la función semántica a partir de las funciones semánticas de los hijos.

El tipo completo de `sem_Tree` viene dado por:

```
sem_Tree
:: (HasFieldRec P_Node r, HasFieldRec P_Leaf r,
   LookupByLabelRec P_Node r
   ~ (Rule '[ '((Ch_l, Tree), sp), '((Ch_r, Tree), sp)] ip
       '[ '((Ch_l, Tree), '[]), '((Ch_r, Tree), '[])] '[]
       '[ '((Ch_l, Tree), ip), '((Ch_r, Tree), ip)] sp),
   LookupByLabelRec P_Leaf r
   ~ (Rule '[ '((Ch_i, Int), '[ '((Val, Int), Int))]) ip
       '[ '((Ch_i, Int), '[])] '[]
       '[ '((Ch_i, Int), p)] sp)) =>
Aspect r -> Tree -> Attribution ip -> Attribution sp
```

Se aprecian múltiples predicados que deben chequearse para que las llamadas a `sem_Tree` **compilen**. Una llamada donde el aspecto `r` no contenga definiciones para los nodos o para las hojas no compilará (observar las restricciones, por ejemplo que `LookupByLabelRec P_Node r` debe ser equivalente a una regla que contenga computaciones para los hijos `Ch_l` y `Ch_r`). Por supuesto, como un aspecto es un registro no van a permitirse instancias donde se dupliquen etiquetas de producciones. No existe sin embargo ninguna restricción sobre el largo de `r` o las etiquetas adicionales que contiene, lo cual tiene sentido porque eventualmente la gramática podría extenderse con nuevas producciones.

4.6 La función knit

La función `knit` [8] realiza la verdadera computación. Toma las reglas combinadas para una producción y las funciones semánticas de los hijos, y construye la función semántica del padre.

```
knit :: ( Empties fc , EmptiesR fc ~ ec
        , Kn fc ic sc )
=> Rule sc ip ec '[] ic sp -> Record fc -> Attribution ip -> Attribution sp
knit rule fc ip
= let ec          = empties fc
    (Fam ic sp) = rule (Fam sc ip) (Fam ec EmptyAtt)
    sc          = kn fc ic
in  sp
```

Primero se construye una familia de salida vacía, mediante la función `empties`. Esta contiene atribuciones vacías tanto para el padre como para todos los hijos. A partir

de la familia de entrada y nuestra familia “dummy” construimos la familia de salida. La familia de entrada consta de los atributos heredados del padre `ip` que tenemos disponibles como parámetro, y de los sintetizados de los hijos `sc`. Tenemos disponibles los atributos heredados de los hijos y las funciones semánticas, por lo que para computar `sc` debemos ejecutar `knit` en cada uno de los hijos, trabajo realizado por la función `kn`.

La función `empties` se define por recursión, sin mayores complicaciones:

```
class Empties (fc :: [(k,Type)]) where
  type EmptiesR fc :: [(k, [(k, Type)])]
  empties :: Record fc -> ChAttsRec (EmptiesR fc)

instance Empties '[] where
  type EmptiesR '[] = '[]
  empties EmptyR = EmptyCh

instance (Empties fcr,
         LabelSet ( '(lch, '[]) ': EmptiesR fcr)) =>
  Empties ( '(lch, fch) ': fcr) where
  type EmptiesR ( '(lch, fch) ': fcr) = '(lch, '[]) ': EmptiesR fcr
  empties (ConsR pch fcr)
    = let lch = labelTChAtt pch
      in ConsCh (TaggedChAttr lch EmptyAtt) (empties fcr)
```

La función `kn` es una porción de código bastante técnica de programación a nivel de tipos. Dadas las funciones semánticas de los hijos y sus entradas (atributos heredados de los hijos) se construyen los atributos sintetizados para los hijos. La función debería tener un tipo similar a:

```
kn :: Record fcr -> ChAttsRec ich -> ChAttsRec sch
```

Pero observemos que `ich` y `sch` están determinados por el contenido de las funciones semánticas. La clase entonces se implementa con la firma:

```
class Kn (fcr :: [(k, Type)]) where
  type ICh fcr :: [(k, [(k, Type)])]
  type SCh fcr :: [(k, [(k, Type)])]
  kn :: Record fcr -> ChAttsRec (ICh fcr) -> ChAttsRec (SCh fcr)
```

Y luego la función `kn` se implementa por recursión en la forma de la función semántica. En algún sentido esta función se asemeja a `zipWith $`:

```
instance Kn '[] where
  type ICh '[] = '[]
  type SCh '[] = '[]
  kn _ _ = EmptyCh

instance ( Kn fc
         , LabelSet ( '(lch, sch) : SCh fc)
         , LabelSet ( '(lch, ich) : ICh fc)) =>
  Kn ( '(lch , Attribution ich -> Attribution sch) ': fc) where
  type ICh ( '(lch , Attribution ich -> Attribution sch) ': fc)
```

```

    = '(lch , ich) ': ICh fc
type SCh ( '(lch , Attribution ich -> Attribution sch) ': fc)
    = '(lch , sch) ': SCh fc
kn (ConsR pfch fcr) (ConsCh pich icr)
= let scr = kn fcr icr
    lch = labelTChAtt pfch
    fch = unTagged pfch
    ich = unTaggedChAttr pich
  in ConsCh (TaggedChAttr lch (fch ich)) scr

```

5 Discusión

En la nueva implementación se logra expresar estáticamente propiedades que antes no eran representables. A modo de ejemplo, el constructor de tipos `Fam` en las versiones previas de `AspectAG` tiene *kind*

```
Fam :: * -> * -> *
```

Notar que `Fam Bool Char` es un tipo válido. Peor aún, el constructor (de valores) `Fam` tiene tipo

```
Fam :: c -> p -> Fam c p
```

por lo que el tipo patológico `Fam Bool Char` está habitado. Esencialmente se trata de un tipo `(,)` con otro nombre. En la nueva implementación `Fam` tiene *kind*:

```
Fam :: [(k', [(k, Type)])] -> [(k, Type)] -> Type
```

Y el tipo del constructor `Fam` está dado por:

```
Fam :: forall k' k (c :: [(k', [(k, Type)])]) (p :: [(k, Type)]).
      ChAttsRec c -> Attribution p -> Fam c p
```

lo cual es mucho más expresivo. Notar que de todas formas el tipo `Fam` a priori no expresa la especificación completa del tipo de datos (lo que podríamos lograr en un lenguaje de tipos verdaderamente dependientes): en ninguna parte se declara que las listas de pares son en realidad mapeos donde las primeras componentes (las etiquetas) no se repiten. Sin embargo esto está garantizado porque los constructores de `Attribution` y `ChAttsRec` tienen restricciones (la constraint `LabelSet`). Nuestro sistema asegura que todos los valores de tipo `Fam` van a estar bien formados.¹⁴

La implementación de estructuras especializadas provee nombres mnemónicos para las estructuras, comparemos el tipo de `asp_sres` (definido en la sección 3.3) en la implementación antigua, y en la nueva:

```
asp_sres
  :: (HExtend (Att (Proxy Att_sres) val) sp1 sp'1,
      HExtend (Att (Proxy Att_sres) Tree) sp2 sp'2,
      HExtend (Att (Proxy Att_sres) Tree) sp3 sp'3,
      HasField (Proxy (Ch_tree, Tree)) r1 r2,
      HasField (Proxy (Ch_l, Tree)) r3 r4,
      HasField (Proxy (Ch_r, Tree)) r3 r5,
      HasField (Proxy Att_sres) r2 val,
      HasField (Proxy Att_sres) r4 Tree,
      HasField (Proxy Att_sres) r5 Tree,
      HasField (Proxy Att_ival) r6 Int) =>
  Record
  (HCons(LVPair (Proxy P_Root) (Fam r1 p1 -> Fam ic1 sp1 -> Fam ic1 sp'1))
    (HCons(LVPair (Proxy P_Node) (Fam r3 p2 -> Fam ic2 sp2 -> Fam ic2 sp'2))
      (HCons(LVPair (Proxy P_Leaf) (Fam c r6 -> Fam ic3 sp3 -> Fam ic3 sp'3))
        HNil)))
```

¹⁴O casi: aún es posible construir valores como `undefined` o `Fam undefined undefined` de cualquier tipo construido con `Fam`.

```

asp_sres
  :: (HasChild (Ch_tree, Tree) r1 v1, HasChild (Ch_l, Tree) r2 v2,
      HasChild (Ch_r, Tree) r2 v3,
      LabelSet ( '(Att_sres, val) : sp1),
      LabelSet ( '(Att_sres, Tree) : sp2),
      LabelSet ( '(Att_sres, Tree) : sp3),
      HasFieldAtt Att_sres v1 val,
      HasFieldAtt Att_sres v2 Tree,
      HasFieldAtt Att_sres v3 Tree,
      HasFieldAtt Att_ival r3 Int) =>
Record
  '[ '(P_Root, Fam r1 p1 -> Fam ic1 sp1 -> Fam ic1 ( '(Att_sres, val) : sp1)),
    '(P_Node, Fam r2 p2 -> Fam ic2 sp2 -> Fam ic2 ( '(Att_sres, Tree) : sp2)),
    '(P_Leaf, Fam c r3 -> Fam ic3 sp3 -> Fam ic3 ( '(Att_sres, Tree) : sp3))]'

```

Por otra parte, los mensajes de error han sido mejorados. Por ejemplo, supongamos que en el ejemplo `repmin` (sección 3.2) omitimos en la definición de `asp_smin` la regla `p_Node.=.node_smin`. La gramática de atributos estará mal formada a causa de la ausencia de reglas para computar `smin` en una producción y la función `repmin` no compilará. En las versiones anteriores obtenemos el siguiente error críptico:

```

. No instance for
(HasField (Proxy P_Node) HNil
  (Fam (Record (HCons (Chi (Proxy (Ch_l, Tree))
    (Record (HCons (LVPair (Proxy Att_smin) Int) HNil)))
    (HCons (Chi (Proxy (Ch_r, Tree))
    (Record (HCons (LVPair (Proxy Att_smin) Int) HNil)))
    HNil)))
  (Record HNil)
-> Fam (Record (HCons (Chi (Proxy (Ch_l, Tree)) (Record HNil))
    (HCons (Chi (Proxy (Ch_r, Tree)) (Record HNil)) HNil)))
  (Record HNil)
-> Fam (Record (HCons (Chi (Proxy (Ch_l, Tree)) (Record HNil))
    (HCons (Chi (Proxy (Ch_r, Tree)) (Record HNil)) HNil)))
  (Record (HCons (LVPair (Proxy Att_smin) Int) HNil))))
arising from a use of 'sem_Tree'
....

```

En la reimplementación:

```

. Type Error : No Field found on Aspect.
  A Field of type P_Node was expected
  (Possibly there are productions where the attribute is undefined)
....

```

Además de tipar fuertemente, sustituimos parte de la programación a nivel de tipos al estilo fuertemente basado en resolución de typeclasses utilizado con las técnicas antiguas por un estilo funcional gracias al uso de type families, más idiomático para una biblioteca implementada en Haskell. Por ejemplo, en las distintas versiones de la biblioteca original la función `empties` viene dada por una relación entre tipos que se declara funcional con una dependencia:

```
class Empties fc ec | fc -> ec where
  empties :: fc -> ec
```

En contraste, en la nueva implementación `EmptiesR` es explícitamente una función a nivel de tipos de kind

```
EmptiesR :: [(k, *)] -> [(k, [(k, *)])]
```

y `empties` una función a nivel de valores, de tipo

```
empties :: Record fc -> ChAttsRec (EmptiesR fc)
```

Esta cuestión era planteada como trabajo futuro en la publicación original de la biblioteca [25].

La implementación obtenida resulta utilizable, se programaron múltiples ejemplos de uso. Además de se provee una demostración del uso de la programación a nivel de tipos en Haskell enriquecido por el conjunto de extensiones que implementa el compilador GHC moderno.

6 Conclusiones y Trabajo Futuro

En este documento mostramos las principales características de la reimplementación de un subconjunto de la biblioteca `AspectAG` utilizando técnicas modernas de programación a nivel de tipos. Como resultado de la reimplementación hicimos fuertemente tipadas las dos capas de programación, a diferencia de la biblioteca original, que a nivel de tipos era esencialmente no tipada.

En este proyecto, se reimplementó un subconjunto de la biblioteca original; es natural fijarnos como objetivo a futuro tener una versión completa de la biblioteca implementada para publicar. Las características faltantes actualmente consisten en la implementación de algunas primitivas que permiten definir atributos en un mayor nivel de abstracción.

En la nueva implementación fuertemente tipada surgen también nuevas características deseables, como un mejor manejo de los registros heterogeneos (evitar las múltiples implementaciones análogas entre sí) o explorar la posibilidad de utilizar distintos kinds para las distintas categorías de etiqueta.

Continúa abierto el tema planteado en [25] sobre la implementación de un sistema análogo a `AspectAG` en un lenguaje de tipos dependientes.

References

- [1] Alfred V. Aho, Ravi Sethi, and Jeffrey D. Ullman. *Compilers: Principles, Techniques, and Tools*. Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc., Boston, MA, USA, 1986.
- [2] Lennart Augustsson and Kent Petersson. Silly Type Families. 09 1994.
- [3] Richard Bird. Using circular programs to eliminate multiple traversals of data. *Acta Informatica*. 21:239–250, 10 1984.
- [4] Richard Bird and Oege de Moor. The algebra of programming. In *Proceedings of the NATO Advanced Study Institute on Deductive Program Design*, pages 167–203, Secaucus, NJ, USA, 1996. Springer-Verlag New York, Inc.
- [5] Manuel M. T. Chakravarty, Gabriele Keller, and Simon Peyton Jones. Associated type synonyms. *SIGPLAN Not.*, 40(9):241–253, September 2005.
- [6] Manuel M. T. Chakravarty, Gabriele Keller, Simon Peyton Jones, and Simon Marlow. Associated types with class. *SIGPLAN Not.*, 40(1):1–13, January 2005.
- [7] James Cheney and Ralf Hinze. First-class phantom types. 2003.
- [8] Oege de Moor, Simon L. Peyton Jones, and Eric Van Wyk. Aspect-oriented compilers. In *Generative and Component-Based Software Engineering, First International Symposium, GCSE’99, Erfurt, Germany, September 28-30, 1999, Revised Papers*, pages 121–133, 1999.
- [9] Atze Dijkstra, Jeroen Fokker, and S. Doaitse Swierstra. The Architecture of the Utrecht Haskell Compiler. In *Proceedings of the 2Nd ACM SIGPLAN Symposium on Haskell*, Haskell ’09, pages 93–104, New York, NY, USA, 2009. ACM.
- [10] Richard A. Eisenberg, Dimitrios Vytiniotis, Simon Peyton Jones, and Stephanie Weirich. Closed type families with overlapping equations. *SIGPLAN Not.*, 49(1):671–683, January 2014.
- [11] Richard A. Eisenberg and Stephanie Weirich. Dependently typed programming with singletons. *SIGPLAN Not.*, 47(12):117–130, September 2012.
- [12] R. Eisenberg et al. singletons Library. <http://hackage.haskell.org/package/singletons>.
- [13] Mark P. Jones. Type classes with functional dependencies. In *ESOP*, volume 1782 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 230–244. Springer, 2000.
- [14] Oleg Kiselyov, Ralf Lämmel, and Kean Schupke. Strongly typed heterogeneous collections. In *Proceedings of the 2004 ACM SIGPLAN Workshop on Haskell*, Haskell ’04, pages 96–107, New York, NY, USA, 2004. ACM.
- [15] Donald E. Knuth. Semantics of context-free languages. In *In Mathematical Systems Theory*, pages 127–145, 1968.
- [16] Sam Lindley and Conor McBride. Hasochism: The pleasure and pain of dependently typed haskell programming. *SIGPLAN Not.*, 48(12):81–92, September 2013.

- [17] Oege De Moor. First-class attribute grammars. *Informatica*, 24:2000, 1999.
- [18] Simon Peyton Jones, Mark Jones, and Erik Meijer. Type classes: an exploration of the design space. In *Haskell workshop*, January 1997.
- [19] Tim Sheard and Simon Peyton Jones. Template Meta-programming for Haskell. *SIGPLAN Not.*, 37(12):60–75, December 2002.
- [20] Jonathan Sterling. vinyl: Extensible Records. <http://hackage.haskell.org/package/vinyl>.
- [21] Martin Sulzmann, Manuel M. T. Chakravarty, Simon Peyton Jones, and Kevin Donnelly. System F with Type Equality Coercions. In *Proceedings of the 2007 ACM SIGPLAN International Workshop on Types in Languages Design and Implementation*, TLDI '07, pages 53–66, New York, NY, USA, 2007. ACM.
- [22] GHC Team. GHC Users Guide Documentation.
- [23] Utrecht University. Attribute Grammar System of Universiteit Utrecht. <http://hackage.haskell.org/package/uuagc>.
- [24] Atze van der Ploeg. CTRex: Open records using closed type families. <http://hackage.haskell.org/package/CTRex>.
- [25] Marcos Viera, S. Doaitse Swierstra, and Wouter Swierstra. Attribute Grammars Fly First-class: How to Do Aspect Oriented Programming in Haskell. In *Proceedings of the 14th ACM SIGPLAN International Conference on Functional Programming*, ICFP '09, pages 245–256, New York, NY, USA, 2009. ACM.
- [26] P. Wadler. The expression problem, mailing list discussion. <http://homepages.inf.ed.ac.uk/wadler/papers/expression/expression.txt>. Accessed: 28-8-2018.
- [27] Haskell Wiki. Heterogeneous collections. https://wiki.haskell.org/Heterogenous_collections. Accessed: 31-10-2018.
- [28] Hongwei Xi, Chiyang Chen, and Gang Chen. Guarded recursive datatype constructors. In *Proceedings of the 30th ACM SIGPLAN-SIGACT Symposium on Principles of Programming Languages*, POPL '03, pages 224–235, New York, NY, USA, 2003. ACM.
- [29] Brent A. Yorgey, Stephanie Weirich, Julien Cretin, Simon Peyton Jones, Dimitrios Vytiniotis, and José Pedro Magalhães. Giving Haskell a Promotion. In *Proceedings of the 8th ACM SIGPLAN Workshop on Types in Language Design and Implementation*, TLDI '12, pages 53–66, New York, NY, USA, 2012. ACM.