



UNIVERSIDAD DE CHILE
FACULTAD DE CIENCIAS FÍSICAS Y MATEMÁTICAS
DEPARTAMENTO DE CIENCIAS DE LA COMPUTACIÓN

TYPE-BASED DECLASSIFICATION EN DART: IMPLEMENTACIÓN Y
ELABORACIÓN DE HERRAMIENTAS DE INFERENCIA

MEMORIA PARA OPTAR AL TÍTULO DE
INGENIERO CIVIL EN COMPUTACIÓN

MATÍAS IGNACIO MENESES CORTÉS

PROFESOR GUÍA:
ÉRIC TANTER

MIEMBROS DE LA COMISIÓN:
AIDAN HOGAN
NANCY HITSCHFELD KAHLER

SANTIAGO DE CHILE
JULIO 2018

Resumen

La protección de la confidencialidad de la información manipulada por los programas computacionales es abordada a nivel del código fuente con distintas técnicas. Una de ellas es tipado de seguridad para el control de flujo, que controla el nivel de seguridad donde fluye la información agregando anotaciones a las variables tipadas.

La propiedad de seguridad fundamental de control de flujo es conocida como *noninterference*, que establece que un observador público no puede obtener conocimiento desde datos confidenciales. A pesar de ser una propiedad muy atractiva, los sistemas reales la vulneran fácilmente, y necesitan mecanismos para desclasificar selectivamente alguna información.

En esta dirección, Cruz *et al.* proponen *type-based declassification*, una forma de tipado de seguridad que utiliza las relaciones de subtyping del lenguaje para expresar las políticas de desclasificación de los datos que maneja el programa, en una forma simple y expresiva.

A pesar de que el fundamento teórico de type-based declassification está bien descrito, carece de una implementación que permita comprobar la utilidad práctica de la propuesta. En este trabajo, se implementa el análisis de type-based declassification para un subconjunto del lenguaje Dart.

Además, se implementó un sistema de inferencia de políticas de desclasificación y un plugin para ambientes de desarrollo, con el objetivo de facilitar el trabajo al programador y mejorar su experiencia.

A mis padres, por su apoyo incondicional.

Tabla de Contenido

Introducción	1
1.1. Objetivos	2
1.2. Organización del documento	2
2. Antecedentes	3
2.1. Control de flujo de información	3
2.2. Inferencia de tipos	7
3. Propuesta	10
3.1. Problema de inferencia	10
3.2. Decisiones de diseño	11
3.3. Gramática de tipos	12
3.4. Generación de constraints de subtyping	13
3.5. Resolución de constraints de subtyping	15
3.5.1. Unificación	16
4. Implementación	21
4.1. Lenguaje Dart	21
4.1.1. Dart Analyzer	21
4.1.2. Analyzer Plugin	22
4.2. Implementación de sistema de inferencia	22
4.2.1. Representación de facetas públicas	22
4.2.2. Tipos de errores	23
4.2.3. Fase de generación de constraints	23
4.2.4. Fase de resolución de constraints	24
4.3. Implementación de plugin	26
4.3.1. Configuración del plugin	26
5. Validación	27
5.1. Programando con facetas públicas	27
5.2. Batería de tests	29
5.3. Repositorio de prueba	29
Conclusión	29

Introducción

La protección de la confidencialidad de la información manipulada por los programas computacionales es un problema cuya relevancia se ha incrementado en el último tiempo, a pesar de tener varias décadas de investigación. Por ejemplo, una aplicación web (o móvil) que como parte de su funcionamiento debe interactuar con servicios de terceros y por tanto debe proteger que su información sensible no se escape durante la ejecución de la aplicación a canales públicos.

Muchas de las técnicas de seguridad convencionales como *control de acceso* tienen deficiencias para proteger la confidencialidad de un programa, por ejemplo no restringen la propagación de información [8].

Formas más expresivas y efectivas de proteger la confidencialidad se basan en un análisis estático sobre el código del programa, y se categorizan dentro de *language-based security*. Una de las técnicas más efectivas se denomina *tipado de seguridad* en un *lenguaje de seguridad*, donde los tipos son anotados con niveles de seguridad para clasificar la información manipulada por el programa.

Los lenguajes de seguridad formalizan la protección de confidencialidad mediante una propiedad de no-interferencia [6], la cual puede ser muy restrictiva para aplicaciones reales y prácticas. Es por ello que los lenguajes de seguridad ofrecen mecanismos para desclasificar la información, y a su vez asegurar el cumplimiento de alguna propiedad de seguridad.

Uno de los mayores desafíos de los lenguajes de seguridad es ofrecer mecanismos de desclasificación utilizando técnicas más expresivas, y de esta forma facilitar el trabajo del programador. En esta dirección, Cruz et al. [3] recientemente propusieron *type-based declassification*, una variación de tipado de seguridad que utiliza el sistema de tipos del lenguaje para controlar la desclasificación de la información.

El fundamento teórico de *type-based declassification* está bien descrito, pero carece de una implementación que permita comprobar la utilidad práctica de la propuesta. Además, se considera poco viable la implementación en su estado actual, ya que el programador tendría que agregar muchas anotaciones innecesarias al código para poder efectuar el análisis de control de flujo.

Un problema similar es el que resuelven los lenguajes de programación utilizando mecanismos de inferencia de tipos, con el fin de facilitar el trabajo al programador. En esta dirección, se han propuesto mecanismos de inferencia para tipos de seguridad [10], lo que motiva una

proposición similar para type-based declassification.

Dart es un lenguaje de programación multipropósito que ofrece herramientas para realizar análisis personalizado sobre el árbol sintáctico de un código fuente Dart. Estas herramientas pueden ser integradas a los entornos de desarrollo integrado (IDE) mediante plugins, lo que permite al usuario analizar sus programas de forma interactiva.

1.1. Objetivos

El objetivo de la memoria es realizar la implementación de un sistema de inferencia para type-based declassification. Dentro de los objetivos específicos del trabajo, podemos encontrar:

- **Inferencia y verificación estática de type-based declassification.** Se entiende como la implementación de un sistema de inferencia de facetas de desclasificación para type-based declassification, en el lenguaje de programación Dart. Dentro de la inferencia se incluye la verificación de las reglas del sistema de tipos de type-based declassification.
- **Plugin para editores.** Mostrar al programador el resultado de la inferencia, por medio de un plugin para los IDE que soporten servidores de análisis estático de Dart, ofreciéndole acciones al respecto.

1.2. Organización del documento

Los antecedentes teóricos necesarios para entender este trabajo se abordan en el capítulo 2, mientras que la propuesta de solución es desarrollada en el capítulo 3. Los detalles de diseño de implementación de la propuesta son revisados en el capítulo 4, y la validación del trabajo es discutida en el capítulo 5. En el último capítulo se presentan las conclusiones y el trabajo futuro.

Capítulo 2

Antecedentes

En este capítulo se presentan los antecedentes y conceptos teóricos necesarios para entender este trabajo, y se divide en dos secciones principales. La primera, presenta los conceptos de control de flujo de información, mientras que la segunda, presenta los conceptos de inferencia de tipos.

2.1. Control de flujo de información

Los lenguajes con tipado de seguridad para el control del flujo de la información clasifican los valores de un programa con respecto a sus niveles de confidencialidad, expresado mediante una *lattice*¹ de etiquetas de seguridad. Por ejemplo, con la lattice de dos niveles de seguridad $L \sqsubseteq H$ se puede distinguir entre valores públicos o de baja confidencialidad (L) y valores privados o de alta confidencialidad (H). Un sistema de tipos con control de flujo asegura de forma estática el cumplimiento de la propiedad *noninterference* [6], esto es, que la información confidencial no fluya directa o indirectamente hacia canales públicos [14].

En el siguiente ejemplo se muestra un código anotado con niveles de seguridad, en donde el parámetro `guess` y el retorno del método se declaran de baja confidencialidad, y el parámetro `password` se declara de alta confidencialidad.

Ejemplo 2.1

```
bool@L login(String@L guess, String@H password) {  
    return password == guess;  
}
```

En el ejemplo 2.1 ocurrió un *flujo explícito*, debido a que un observador público puede obtener información del parámetro confidencial `password` observando las salidas del programa, lo que no ocurriría si `login` declara un retorno de tipo `bool@H`.

¹Un orden parcial, donde todo par de elementos tiene un único supremo e ínfimo

Un flujo explícito significa una infracción a noninterference. Para su detección, los lenguajes de seguridad poseen distintas reglas que relacionan los niveles de seguridad involucrados. En una instrucción de asignación $x = y$, se dice que el nivel de seguridad de y debe ser igual o menor que el nivel de seguridad de x . En una instrucción de retorno `return y`, se dice que el nivel de seguridad de y debe ser igual o menor que el nivel de seguridad declarado como retorno del método. En el ejemplo 2.1, el nivel de seguridad de la comparación es H, debido a la propagación del nivel de seguridad de `password` en la operación de comparación. Esto es mayor que el nivel de seguridad de retorno L.

En el siguiente ejemplo se introduce una variable global al ejemplo 2.1 para almacenar el valor de retorno, y se cambia el tipo de retorno de la función por `void`. Además, se considera que los valores literales son de baja confidencialidad.

Ejemplo 2.2

```
String@L ret = "";
void login(String@L guess, String@H password) {
    if (password == guess) ret = "Login successful";
    else ret = "Login failed";
}
```

En el ejemplo 2.2 ocurrió un *flujo implícito*, debido a que un observador público puede obtener información del parámetro confidencial `password` observando cambios en el valor que contiene la variable `ret`, mediante el control de flujo del programa.

Un flujo implícito también significa una infracción a noninterference. Es posible detectar un flujo implícito considerando que las instrucciones de retorno y asignación de valores de baja confidencialidad, ocurren en un contexto de alta confidencialidad, determinado por la condición de la instrucción `if`. Para considerar el contexto de ejecución de una instrucción en las reglas del sistema de tipos, se utiliza el concepto de *program counter* (`pc`) para seguridad [7]. Así, en el ejemplo 2.2 las instrucciones de asignación son inválidas, debido a que asignan valores de baja confidencialidad cuando el `pc` tiene un valor de alta confidencialidad.

A pesar de que noninterference es una propiedad atractiva para la especificación de sistemas seguros, se considera muy estricta en la práctica, debido a que impide que la información confidencial tenga cualquier tipo de influencia en una salida observable de un programa. En efecto, queremos que el programa de `login` sea aceptado a pesar de infringir noninterference, pues de otra forma no tendríamos cómo realizar la autenticación.

Para solucionar este problema, los lenguajes de seguridad adicionan mecanismos de *desclasificación* que disminuyen el nivel de seguridad de un valor confidencial, implementados de diferentes formas [12]. Una de ellas, por ejemplo en Jif [9] es usar un operador `declassify`, que desclasifica un valor de alta confidencialidad retornando un valor de baja confidencialidad. En el ejemplo 2.3, se utiliza para desclasificar el resultado de la operación de comparación.

Ejemplo 2.3

```
String@L login(String@L guess, String@H password) {  
  if (declassify(password == guess)) return "Login Successful";  
  else return "Login failed";  
}
```

A pesar de que este programa no cumple con noninterference, no representa una amenaza de seguridad, debido a que el resultado de la operación de comparación es negligible con respecto al parámetro privado `password`. Sin embargo, usos arbitrarios del operador `declassify` pueden resultar en serias fugas de información. Por ejemplo, `declassify(password)` puede dar conocimiento absoluto sobre el valor de la variable a un observador público.

Varios mecanismos se han explorado para controlar el uso de desclasificación, y poder asegurar además una propiedad de seguridad para el programa [12]. En esta dirección, Cruz et al. [3] recientemente propusieron *type-based declassification* como un mecanismo de desclasificación que conecta la abstracción de tipos con una forma controlada de desclasificación, en una manera intuitiva y expresiva, proveyendo garantías formales sobre la seguridad del programa.

En type-based declassification los tipos tienen dos facetas; la faceta privada, que refleja el tipo de implementación, y la faceta pública, que refleja las operaciones de desclasificación sobre los valores de dicho tipo. Por ejemplo, el tipo $\text{StringEq} \triangleq [\text{eq} : \text{String} \rightarrow \text{Bool}]^2$ autoriza la operación `eq` sobre un `String`. Entonces se puede usar el tipo de dos facetas `String<StringEq` para controlar la operación de desclasificación de la igualdad sobre `password`, lo que se muestra en el ejemplo 2.4

Ejemplo 2.4

```
String<String login(String<String guess, String<StringEq password) {  
  if (password.eq(guess)) return "Login successful";  
  else return "Login failed";  
}
```

En type-based declassification, se cumple que la faceta privada es subtipo de la faceta pública. En el ejemplo 2.4, `String` es subtipo de `StringEq`, relación que se escribe como `String <: StringEq`. Los tipos que cumplen con esta relación se denominan *well-formed*.

Al igual que en tipado de seguridad de dos o más niveles, las facetas de type-based declassification forman una lattice con relaciones de subtyping, lo que se ejemplifica en la figura 2.1, donde $\text{StringEq} \triangleq [\text{eq} : \text{String} \rightarrow \text{Bool}]$ y $\text{StringEqLength} \triangleq [\text{eq} : \text{String} \rightarrow \text{Bool}, \text{length} : \text{Unit} \rightarrow \text{Int}]$.

²La notación $t_1 \rightarrow t_2$ corresponde al tipo de una función con parámetro de tipo t_1 y retorno de tipo t_2

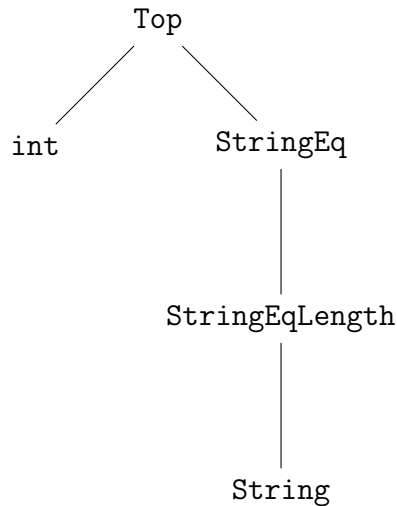


Figura 2.1: lattice de subtyping

Si la faceta pública coincide con la faceta privada, toda operación sobre el valor estará autorizada. Cuando esto sucede, se refiere usualmente a la faceta pública con **Bot**, por encontrarse siempre en la parte inferior de la lattice. Cuando se quiere referir a una faceta pública vacía o que no autoriza ninguna operación, se usa **Top**, por encontrarse en la parte superior de la lattice.

Los métodos declarados en la faceta pública también poseen tipos de dos facetas en sus firmas. Así, el tipo **StringEq** visto anteriormente se define como $\text{StringEq} \triangleq [\text{eq} : \text{String} < \text{String} \rightarrow \text{Bool} < \text{Bool}]$.

Existen dos reglas principales para comprobar que un programa con tipos de dos facetas se encuentra bien tipado. Consideremos el siguiente ejemplo, en donde $\text{StringHashEq} \triangleq [\text{hash} : \text{Unit} < \text{Unit} \rightarrow \text{String} < \text{StringEq}]$.

Ejemplo 2.5

```

String<StringEq getHash(String<StringHashEq password) {
  return password.hash();
}

```

En el ejemplo 2.5, el valor de retorno de la invocación al método `hash` sobre el parámetro `password`, tiene faceta pública **StringEq**, debido a que fue declarado de esta forma en la faceta pública **StringHashEq**. A esta regla se le llama **TmD**.

Ahora consideremos el siguiente ejemplo, en donde se cambia la faceta pública del parámetro `password` del ejemplo 2.5 por **StringEq**.

Ejemplo 2.6

```
String<Top getHash(String<StringEq password) {  
    return password.hash();  
}
```

En el ejemplo 2.6 se realiza una invocación al método `hash` sobre el parámetro `password`, que declara una faceta pública que no autoriza la operación. Cuando esto sucede, la faceta pública de retorno de la invocación es `Top`. A esta regla se le llama `TmH`.

La propiedad de seguridad que se demuestra para el sistema de tipos de type-based declassification es una forma de noninterference con políticas de desclasificación, denominada *Relaxed noninterference*. Un lenguaje de seguridad que cumple esta propiedad, garantiza que la información confidencial sólo puede fluir hacia canales públicos de forma controlada, por medio de las políticas de desclasificación.

2.2. Inferencia de tipos

En la sección anterior se revisaron los conceptos relacionados a control de flujo de información, que sirven para comprender el trabajo de type-based declassification. En esta sección se revisan los conceptos relacionados a inferencia de tipos, necesarios para comprender la propuesta de esta memoria.

La inferencia de tipos es el proceso de determinar el tipo de las expresiones en un programa, basado en cómo son usadas. Tener un mecanismo de inferencia en un lenguaje de programación puede ser muy útil, debido a que da la posibilidad al programador de omitir las declaraciones de tipo para algunos identificadores, y mantener los beneficios de un lenguaje estáticamente tipado.

Para ilustrar los conceptos importantes de inferencia, consideremos un lenguaje sencillo con funciones y operaciones aritméticas sobre enteros, cuya sintaxis se muestra en el siguiente ejemplo.

Ejemplo 2.7 `let g = (x) => x + 5;`

En el ejemplo 2.7, `g` es una función que dado un `x`, retorna la suma entre `x` y 5. Los lenguajes con inferencia de tipos pueden deducir el tipo de `g`, que en este caso es `int → int`.

Para razonar sobre tipos desconocidos, los sistemas de inferencia asignan *variables de tipo* a cada expresión con tipo desconocido, y *tipos concretos* a cada expresión con tipo conocido.

Expresión	Tipo
$(x) \Rightarrow x + 5$	X
x	Y
$x + 5$	Z
+	$\text{int} \rightarrow \text{int}$
x	W
5	int

Cuando se procesan las expresiones del programa y se asignan los tipos, se generan condiciones que los tipos deben cumplir para que cada expresión esté bien tipada. Estas condiciones se denominan *constraints*, y en este caso expresan una relación de igualdad entre dos tipos.

El uso de constraints permite presentar un algoritmo de inferencia de forma modular, como una fase de generación de constraints, y una fase de resolución de constraints.

Las siguientes observaciones permiten derivar el *set de constraints* del programa.

1. Tenemos una función anónima $(x) \Rightarrow x + 5$ que debe tener tipo $Y \rightarrow Z$, donde Y es el tipo del parámetro y Z es el tipo del cuerpo.
2. Tenemos una aplicación de la función suma, por lo que se generan condiciones sobre los argumentos. En este caso, $W = \text{int}$.
3. El parámetro de la función anónima se utiliza como argumento de la suma, por lo que se genera la constraint $W = Y$.
4. Como la suma tiene tipo $\text{int} \rightarrow \text{int}$, la aplicación $x + 5$ tiene tipo int . Luego se genera la constraint $Z = \text{int}$.

Sintetizando, el set de constraints generado es el siguiente:

1. $X = Y \rightarrow Z$
2. $W = \text{int}$
3. $W = Y$
4. $Z = \text{int}$

Una vez que se genera el set de constraints sobre el programa, se procede a encontrar una solución para las variables de tipo del set de constraints. Cuando las constraints son de igualdad, se utiliza el algoritmo de unificación de Damas-Milner [4]. Este algoritmo genera un mapeo entre variables de tipo y tipos concretos, mediante substituciones. La solución esperada del ejemplo 2.7 es:

Variable de tipo	Tipo concreto
X	$\text{int} \rightarrow \text{int}$
Y	int
Z	int
W	int

Desafortunadamente, el algoritmo de unificación de Damas-Milner no funciona cuando las constraints son de subtyping. Consideremos una extensión del lenguaje anterior, en donde se introducen los tipos `num` y `float`, donde se cumple `float <: num` y `int <: num`. En el ejemplo 2.8 se muestran dos instrucciones de asignación.

Ejemplo 2.8 `let f = 4;`
 `(...)`
 `f = 1.5;`

Las constraints que se generan para las asignaciones a la variable `f` son:

1. `int <: X`
2. `float <: X`

Para resolver relaciones de este tipo, Cardelli [2] considera la relación de orden parcial entre los tipos, inducida por la relación de subtyping, que se muestra en la figura 2.2.

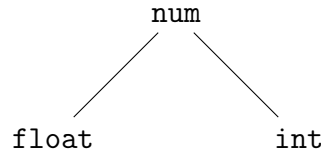


Figura 2.2: Orden parcial entre los tipos

Luego, introduce los tipos `meet` y `join`, que corresponden a la máxima cota inferior (ínfimo) y a la mínima cota superior (súpremo) entre dos tipos, respectivamente. Pese a que Cardelli no considera una inferencia basada en constraints, se puede aplicar este enfoque para la resolución de constraints de subtyping. En efecto, Pottier [11] y Sekiguchi [13] presentan sistemas de inferencia basados en constraints, con tipos equivalentes a los `meet` y `join` de Cardelli.

Las operaciones `meet` y `join` tienen solución si todo par de tipos en el orden parcial tiene un único supremo e ínfimo, lo que se define como lattice. En la figura 2.2, se debe agregar el tipo `Bot` para que el orden parcial sea una lattice.

Las reglas para la aplicación de estas operaciones sobre una lattice se muestran en el teorema 2.9.

Teorema 2.9 Si `x`, `y` y `z` pertenecen a una lattice de subtyping, se cumple lo siguiente:

- $x <: y, x <: z \implies x <: \text{meet}(y, z)$
- $y <: x, z <: x \implies \text{join}(y, z) <: x$

Volviendo al ejemplo 2.8, las constraints generadas se resuelven con la operación `join` entre `int` y `float` debido a la aplicación del teorema 2.9, lo que da como resultado `num`.

Capítulo 3

Propuesta

En este trabajo se propone realizar la implementación de un sistema de inferencia de facetas públicas, que incluya el análisis de *Type-based declassification*, mediante la realización de un plugin para entornos de desarrollo integrado (IDE). En este capítulo se detalla el problema de inferencia a resolver y las estrategias utilizadas para resolverlo.

3.1. Problema de inferencia

Para la formulación del problema, es posible asumir que la información de las facetas privadas de type-based declassification se encuentra a disposición, debido a que algunos lenguajes de programación poseen herramientas para obtener dicha información.

Definición 3.1 (Problema de inferencia) *Dado un programa parcialmente tipado con facetas públicas, y completamente tipado con facetas privadas, encontrar la faceta pública de las expresiones no tipadas que más se ajuste al uso de las expresiones, tal que se cumplan las reglas del sistema de tipos de type-based declassification.*

A continuación, se muestran algunos ejemplos de código parcialmente anotado con facetas públicas, con el objetivo de ilustrar la solución esperada al problema de inferencia.

Ejemplo 3.2

```
bool login(String<Top password, String<String guess) {  
    return password.eq(guess);  
}
```

Recordemos que la regla TmH de type-based declassification indica que la invocación a un método no autorizado sobre el objetivo de la llamada, retorna Top . Esto es justamente lo que se quiere inferir para el tipo de retorno del método `login` en el ejemplo 3.2.

Ejemplo 3.3

```
bool login(String password, String guess) {  
    return password.hash().eq(guess);  
}
```

En el ejemplo 3.3 ocurrió un encadenamiento de invocaciones a métodos sobre `password`. La faceta pública que se quiere inferir para `password` contiene al método `hash`, al cual se le quiere inferir una faceta pública de retorno que contiene al método `eq`. Si se declara una faceta pública de retorno para el método `eq`, entonces se debe inferir esa misma faceta para el retorno del método `login`, por la aplicación de la regla TmD de type-based declassification.

Ejemplo 3.4

```
void check(String<Bot> s);  
  
bool<Top> login(String<Top> password, String guess) {  
    check(password);  
    return password.eq(guess);  
}
```

En el ejemplo 3.4, se debe reportar un error de flujo en el llamado a la función `check`, debido a que la faceta del argumento debe ser subtipo de la faceta del parámetro, esto es, `Top <: Bot` es una relación no válida.

3.2. Decisiones de diseño

Para resolver el problema de inferencia, se decidió realizar la implementación de un algoritmo de inferencia basado en constraints de subtyping. Como el objetivo de este trabajo no es formalizar un sistema de inferencia para type-based declassification, se implementa un algoritmo heurístico reutilizando enfoques e ideas de trabajos con características similares, lo cual fue presentado en la sección 2.2.

El subconjunto del lenguaje orientado objetos a considerar tendrá clases, métodos, variables, asignaciones e instrucciones condicionales.

Con respecto al control de flujo, como el subconjunto a considerar tendrá instrucciones condicionales, se deben detectar flujos implícitos para preservar relaxed noninterference, por lo que se utilizará el concepto de pc presentado en la sección 2.1.

Debido a que la implementación se realizará en un lenguaje orientado a objetos de propósito general, se debe tomar una decisión acerca de las facetas públicas de los métodos que pertenecen al *core* del lenguaje, ya que no pueden ser anotados. Para ilustrar la necesidad de discutir esta decisión, veamos el siguiente ejemplo:

Ejemplo 3.5

```
int<Bot getLength(String password) {  
    return password.length  
}
```

Este método será aceptado o rechazado por las reglas del sistema de tipos, si la faceta pública de retorno del campo `length` es `Bot` o `Top` respectivamente.

Si decidimos que la faceta pública de retorno para métodos del core del lenguaje es `Top`, entonces cualquier operación que realicemos sobre el valor de retorno, retornará `Top`, lo cual es poco útil. Por lo tanto la decisión por defecto es que la faceta pública de retorno para métodos del core del lenguaje sea `Bot`.

Ahora, analicemos ambas posibilidades para la faceta pública por defecto de los parámetros:

- `Top` \rightarrow `Bot`: Supongamos que el core del lenguaje posee un método `identity`, que dado un `x`, retorna `x`. Si tomamos esta decisión, entonces el método `identity` podrá ser usado como desclasificador universal, como por ejemplo `identity(password)`.
- `Bot` \rightarrow `Bot`: Esta elección restringe las facetas públicas de los argumentos utilizados a `Bot`, lo cual también podría ser considerado poco útil. Sin embargo, al retornar un valor con faceta pública `Bot`, cualquier operación podrá ser utilizada sobre ese valor.

Haciendo un balance, se considera que la opción `Bot` \rightarrow `Bot` tiene el mejor equilibrio entre utilidad y seguridad, por lo que es la opción por defecto considerada. Sin embargo, es deseable que la herramienta se pueda configurar para elegir otra alternativa.

3.3. Gramática de tipos

Por lo discutido en la sección 2.2, es necesario introducir variables de tipo para presentar un algoritmo de inferencia basado en constraints. Además, se deben definir los otros tipos que serán utilizados internamente en el análisis. Esto se hace definiendo la gramática de tipos que usará el sistema de inferencia:

$$\tau := \alpha \mid \text{Obj}(\overline{l : \tau}) \mid [\overline{\tau}] \rightarrow \tau \mid \text{Join}(\overline{\tau}) \mid \text{Meet}(\overline{\tau}) \mid \text{Bot} \mid \text{Top}$$

Donde α es cualquier variable de tipo, $\text{Obj}(\overline{l : \tau})$ representa el tipo de un objeto y l es un nombre de método. Notar que aquí se reutilizó la idea de los tipos `meet` y `join` que propuso Cardelli [2].

3.4. Generación de constraints de subtyping

Como se mencionó en la sección 2.2, el uso de constraints permite presentar un algoritmo de inferencia como una fase de generación de constraints, y una fase de resolución de constraints.

El algoritmo de generación de constraints se ejecuta en cada nodo del árbol de sintaxis abstracta (AST). A continuación se explicarán las reglas de generación de constraints, y luego se mostrará el algoritmo en pseudolenguaje.

Invocación a método. Cuando se procesa un nodo que representa una invocación a método, se genera una constraint entre el objetivo de la invocación, y un tipo de objeto que contiene al método invocado. Esta constraint almacena el tipo de expresión de la invocación, debido a la posible aplicación de la regla **TmH** de type-based declassification, lo cual se explica en la sección 3.5.1. Además, por cada argumento de la invocación, se genera una constraint entre el argumento y el parámetro correspondiente de la declaración del método.

Expresión de retorno. Cuando se procesa un nodo que representa una expresión de retorno, se genera una constraint entre la expresión de retorno y el retorno declarado por el método. Además, se genera una constraint entre el **pc** y el retorno declarado del método, debido que la expresión de retorno puede ocurrir dentro del cuerpo de un condicional.

Expresión de asignación. Cuando se procesa un nodo que representa una expresión de asignación, se genera una constraint entre el lado derecho de la asignación y el lado izquierdo de la asignación. Además, se genera una constraint entre el **pc** y el lado izquierdo de la asignación, por el mismo motivo que en la expresión de retorno.

Expresión condicional. Cuando se procesa un nodo que representa una expresión condicional (como **if** y **while**), se cambia el **pc** por la faceta pública de la condición, debido a que será utilizado por el algoritmo en el cuerpo del condicional.

El algoritmo 1 muestra la generación de constraints para un nodo determinado del AST. Ejecutando la función del algoritmo 1 en todos los nodos del AST y uniendo los resultados, se obtiene el set de constraints.

Algoritmo 1**Generación de constraints**

```
1: function CONSTRAINT_GENERATION(node, pc)
2:   cs  $\leftarrow$  {}
3:   switch node do
4:     case MethodInvocation(name, target, signature, expression, arguments)
5:       cs.insert(target <: Obj(name: signature), expression)
6:       for argument, correspondingParameter in arguments do
7:         cs.insert(argument <: correspondingParameter)
8:       end for
9:     case ReturnStatement(expression, methodReturn)
10:      cs.insert(expression <: methodReturn)
11:      cs.insert(pc <: methodReturn)
12:     case AssignmentExpression(leftHand, rightHand)
13:      cs.insert(rightHand <: LeftHand)
14:      cs.insert(pc <: LeftHand)
15:     case IfExpression(conditionExpression)
16:      pc  $\leftarrow$  conditionExpression
17:   return cs, pc
18: end function
```

A modo de ejemplo, consideremos el siguiente código parcialmente anotado con facetas públicas, y las constraints que se generan

Ejemplo 3.6

```
String<String login(String<String guess, String password) {
  if (password.eq(guess)) return password.hash();
  else return "Login failed.";
}
```

1. $\{\alpha <: \text{Obj}(\text{eq} : [\text{Bot}] \rightarrow \text{Bot}), \beta\}$
2. $\{\alpha <: \text{Obj}(\text{hash} : [] \rightarrow \text{Bot}), \gamma\}$
3. $\{\text{Bot} <: \text{Bot}\}$
4. $\{\text{Bot} <: \text{Bot}\}$
5. $\{\gamma <: \text{Bot}\}$
6. $\{\text{Bot} <: \text{Bot}\}$

Las constraints 1 y 2 se generan por las llamadas a métodos sobre el parámetro `password`, que fue asignado con una variable de tipo α . Las constraints 3 y 4 se generan por la relación entre el pc (`Bot`) y el retorno del método (`Bot`), y las constraint 5 y 6 se generan por la relación entre la expresión de retorno (γ y `Bot`) y el retorno del método.

Además de la generación de constraints, en este paso se realiza la verificación de well-formed en las expresiones que tienen facetas públicas declaradas. Esto se muestra en el algoritmo 2, para un nodo determinado del AST.

Algoritmo 2Verificación de well-formed

```
1: function ISWELLFORMED(node)
2:   if node.hasDeclaredPublicFacet() then
3:     return node.privateFacet.subtypeOf(node.publicFacet)
4:   end if
5:   return true
6: end function
```

3.5. Resolución de constraints de subtyping

El primer paso en la resolución de constraints es la eliminación de constraints *obvias*. Esto es, la eliminación de las constraints $\text{Bot} <: X$ y $X <: \text{Top}$, ya que no aportan información útil al algoritmo de inferencia.

Algoritmo 3Simplificación de constraints

```
1: function SIMPLIFY(cs)
2:   for constraint in cs do
3:     if constraint.left is Bot then
4:       cs.remove(constraint)
5:     else if constraint.right is Top then
6:       cs.remove(constraint)
7:     end if
8:   end for
9: end function
```

Aplicando el algoritmo 3, el set de constraints del ejemplo 3.6 se reduce a solo tres constraints.

1. $\{\alpha <: \text{Obj}(\text{eq} : [\text{Bot}] \rightarrow \text{Bot}), \beta\}$
2. $\{\alpha <: \text{Obj}(\text{hash} : [] \rightarrow \text{Bot}), \gamma\}$
3. $\{\gamma <: \text{Bot}\}$

El siguiente paso es agrupar las constraints sobre la misma variable de tipo, usando las reglas del teorema 2.9. Aplicando el algoritmo 4, el set de constraints del ejemplo 3.6 se reduce a solo dos constraints.

Ejemplo 3.7

1. $\{\alpha <: \text{Meet}(\text{Obj}(\text{eq} : [\text{Bot}] \rightarrow \text{Bot}), \text{Obj}(\text{hash} : [] \rightarrow \text{Bot}))\}$
2. $\{\gamma <: \text{Bot}\}$

Algoritmo 4Agrupación de constraints

```
1: function GROUP(cs, typeVariables)
2:   toRemove  $\leftarrow$  {}
3:   for tvar in typeVariables do
4:      $c_1 \leftarrow$  Constraint(tvar, Meet())
5:      $c_2 \leftarrow$  Constraint(Join(), tvar)
6:     for constraint in cs do
7:       if constraint.left == tvar then
8:          $c_1$ .right.insert(constraint.right)
9:         toRemove.insert(constraint)
10:      end if
11:      if constraint.right == tvar then
12:         $c_2$ .left.insert(constraint.left)
13:        toRemove.insert(constraint)
14:      end if
15:    end for
16:    if  $c_1$ .right.notEmpty() then
17:      cs.insert( $c_1$ )
18:    end if
19:    if  $c_2$ .left.notEmpty() then
20:      cs.insert( $c_2$ )
21:    end if
22:  end for
23:  cs.removeAll(toRemove)
24: end function
```

3.5.1. Unificación

En este paso, se materializan las operaciones **meet** y **join**, se comprueba la validez de las constraints y se realizan substituciones de forma iterativa.

Meet y Join

Cuando se tiene un tipo $\text{Meet}(\bar{\tau})$ o $\text{Join}(\bar{\tau})$, donde τ no tiene variables de tipo, entonces se puede materializar la operación sobre la lattice correspondiente. Este procedimiento se muestra en el algoritmo 5. La operación **meet** consiste en la unión de los miembros de cada tipo de objeto en el tipo **Meet**, y **join** consiste en la intersección de los miembros de cada tipo de objeto en el tipo **Join**.

Si aplicamos el algoritmo 5 al ejemplo 3.7, se materializa la operación de la constraint 1.

1. $\{\alpha <: \text{Obj}(\text{eq} : [\text{Bot}] \rightarrow \text{Bot}, \text{hash} : [] \rightarrow \text{Bot})\}$
2. $\{\gamma <: \text{Bot}\}$

Algoritmo 5

Materialización de operaciones

```
1: function PERFORMOPERATIONS(cs)
2:   for constraint in cs do
3:     if constraint.right is Meet and constraint.right.isConcrete() then
4:       constraint.right  $\leftarrow$ 
5:         constraint.right.reduce((t1,t2) => Obj(t1.members  $\cup$  t2.members))
6:     end if
7:     if constraint.left is Join and constraint.left.isConcrete() then
8:       constraint.left  $\leftarrow$ 
9:         constraint.left.reduce((t1,t2) => Obj(t1.members  $\cap$  t2.members))
10:    end if
11:  end for
12: end function
```

Verificación de constraints

Cuando una constraint representa una relación no válida, existen dos casos posibles:

1. Si la constraint no proviene de una invocación a método, se debe reportar un error.
2. En caso contrario, se debe reemplazar por **Top** toda aparición del tipo de expresión de la constraint, en el set de constraints. En este caso no se debe reportar error.

En el ejemplo 3.2, las constraints relevantes generadas son:

1. $\{\text{Top} <: \text{Obj}(\text{eq} : \text{Bot} \rightarrow \text{Bot}), \alpha\}$
2. $\{\alpha <: \beta\}$

Donde β es la faceta pública de retorno de **login**. Como la constraint 1 representa una relación no válida y proviene de invocación a método, el tipo de expresión α debe substituirse por **Top** en el set de constraint. Luego, la constraint 2 cambia a $\{\text{Top} <: \beta\}$.

El algoritmo 6 muestra la verificación de constraints. Este algoritmo usa la función **substitute**, que se muestra en el algoritmo 7.

Substitución

Cuando se tiene una constraint que relaciona una variable de tipo con un tipo concreto¹, se debe substituir en el set de constraint toda aparición de la variable de tipo, por el tipo concreto. Como este proceso puede generar nuevas constraints que sean candidatas a materialización de operaciones, a verificación o a substitución, se debe iterar hasta que no queden constraint candidatas. El algoritmo 8 muestra la substitución de constraints resueltas, mientras que el algoritmo 9 muestra el procedimiento completo de unificación.

¹Un tipo concreto no tiene variables de tipo

Algoritmo 6Verificación de constraints

```
1: function CHECKCONSTRAINTS(cs,errorCollector)
2:   for constraint in cs do
3:     if constraint.isValid() and constraint.isFromMethodInvocation() then
4:       for c in cs do
5:         c.left ← substitute(c.left, constraint.expressionType, Top)
6:         c.right ← substitute(c.right, constraint.expressionType, Top)
7:       end for
8:     else if constraint.isValid() then
9:       errorCollector.insert(SubtypingError)
10:    end if
11:  end for
12: end function
```

Algoritmo 7Substitución dentro de tipos

```
1: function SUBSTITUTE(source,target,newType)
2:   if source == target then
3:     return newType
4:   end if
5:   switch source do
6:     case Obj(members)
7:       return Obj(members.map((l,s) =>l: substitute(s,target,newType)))
8:     case x → y
9:       return substitute(x,target,newType) → substitute(y,target,newType)
10:    case Meet(types)
11:      return Meet(Meet.map((t) =>substitute(t,target,newType))
12:    case Join(types)
13:      return Join(Join.map((t) =>substitute(t,target,newType))
14:    case Bot
15:      return Bot
16:    case Top
17:      return Top
18:    case  $\alpha$ 
19:      return  $\alpha$ 
20:  end function
```

Algoritmo 8**Substitución de constraints**

```
1: function SUBSTITUTERESOLVED(cs)
2:   m ← {}
3:   for constraint in cs do
4:     if constraint.right.isConcrete() and constraint.left.isVariable() then
5:       for c in cs, c != constraint do
6:         c.left ← substitute(c.left, constraint.left, constraint.right)
7:         c.right ← substitute(c.right, constraint.left, constraint.right)
8:       end for
9:       m[constraint.left] ← constraint.right
10:      cs.remove(constraint)
11:    end if
12:    if constraint.left.isConcrete() and constraint.right.isVariable() then
13:      for c in cs, c != constraint do
14:        c.left ← substitute(c.left, constraint.right, constraint.left)
15:        c.right ← substitute(c.right, constraint.right, constraint.left)
16:      end for
17:      m[constraint.right] ← constraint.left
18:      cs.remove(constraint)
19:    end if
20:  end for
21:  return m
22: end function
```

Algoritmo 9**Unificación**

```
1: function UNIFY(cs,errorCollector)
2:   m ← {}
3:   while cs.hasOperationCandidates() or cs.hasSubstCandidates() do
4:     performOperations(cs)
5:     checkConstraints(cs, errorCollector)
6:     m.addAll(substitueResolved(cs))
7:   end while
8:   return m
9: end function
```

La función de unificación retorna un mapeo entre cada variable de tipo y un tipo concreto. El caso de que queden variables de tipo sin resolver puede significar dos cosas:

- Falta información para determinar el tipo concreto de una expresión, lo que no significa errores de tipos
- Cualquier faceta sirve para validar la expresión según las reglas del sistema de tipos

Si se informa al usuario un error debido a la ocurrencia del primer caso, esto obliga la anotación de facetas que no son importantes, por lo que se considera al segundo caso una mejor opción.

Capítulo 4

Implementación

En esta sección se detalla la implementación de la propuesta de solución, que se dividió en dos componentes principales. Primero, se implementó un sistema de inferencia para type-based declassification. Segundo, se elaboró un plugin para editores de texto que integra el resultado de la inferencia.

4.1. Lenguaje Dart

Dart es un lenguaje de programación de propósito general, orientado a objetos y de código abierto desarrollado por Google. Es usado para construir aplicaciones web, móviles y dispositivos IoT (Internet of Things).

La implementación de este trabajo fue realizada en Dart, debido a que proporciona las herramientas necesarias para realizar el análisis requerido, como el AST (Abstract Syntax Tree) resuelto con la información completa de tipos. Además, los investigadores que realizaron el trabajo de type-based declassification estudian este lenguaje como parte de un proyecto de investigación mayor en el área de seguridad.

4.1.1. Dart Analyzer

Dart Analyzer es una herramienta incluida en Dart, que permite realizar análisis estático de código Dart. Entre otros servicios, esta herramienta permite obtener el AST de un código Dart. Dicho AST contiene la información relevante del programa, incluyendo el resultado del análisis de tipos.

Análisis personalizados de programas en Dart pueden ser realizados usando la información del AST. Dart Analyzer utiliza el patrón Visitor para incorporar un nuevo análisis sobre el AST, y así facilitar su integración con otros análisis.

4.1.2. Analyzer Plugin

La herramienta *Analyzer Plugin* sirve para integrar un análisis personalizado sobre el AST generado por Dart Analyzer, con los IDE que tengan soporte para servidores de análisis estático de Dart, como IntelliJ, Eclipse, Atom, entre otros.

Un plugin de Dart Analyzer se implementa en Dart, y utiliza una API para comunicarse con el servidor de análisis. La API consiste en tres tipos de comunicación:

1. Cuando el servidor de análisis necesita enviar información al plugin, o necesita pedir información al plugin, envía un *request*.
2. El plugin responde a toda request del servidor de análisis con un *response*.
3. El plugin puede enviar *notificaciones* al servidor de análisis con información.

Mediante el envío de notificaciones o respondiendo a peticiones del servidor de análisis, el plugin puede enviar información respecto a errores, resaltado de sintaxis, sugerencias de navegación, sugerencias de edición y marcado de ocurrencias, las cuales serán desplegadas en la interfaz del IDE.

4.2. Implementación de sistema de inferencia

4.2.1. Representación de facetas públicas

Para declarar las facetas públicas, se usan las anotaciones de Dart. Por ejemplo,

```
@S("Top") bool check(@S("StringCompareTo") String password);
```

es una declaración de un método de Dart anotado con facetas públicas.

La definición de las facetas públicas se hace mediante clases abstractas de Dart. Por ejemplo, la faceta `StringCompareTo` se define mediante la clase abstracta del mismo nombre:

```
abstract class StringCompareTo {  
  int compareTo(String other);  
}
```

Antes de la generación de constraints sobre un archivo, se realiza una etapa de *parsing* de facetas públicas, en donde se leen las clases abstractas del archivo. Esto se implementa mediante el *visitor* `DeclaredFacetVisitor`, que se muestra en el diagrama de la figura 4.1. Las facetas públicas procesadas se almacenan en el diccionario `declaredStore`, en donde se asocia el nombre de la faceta con su tipo de objeto correspondiente.

4.2.2. Tipos de errores

Durante el proceso de inferencia, se pueden generar varios tipos de errores, los cuales difieren en el mensaje que será desplegado en la interfaz de usuario, y el resaltado que aplicarán en la ubicación correspondiente del código fuente.

- **FlowError**: Se genera por la presencia de una constraint con una relación de subtyping no válida, que no proviene de invocación a método. Este error almacena el nodo del AST en el cual la constraint fue generada, para informar al usuario con mayor precisión la ubicación y la causa del fallo. Es un error, por lo que aplica un resaltado de color rojo en la ubicación correspondiente.
- **WellFormedTypeError**: Se genera por la detección de tipos que no son well-formed. Es un error, por lo que aplica un resaltado de color rojo en la ubicación correspondiente.
- **UndefinedFacetWarning**: Se genera por la declaración de una faceta pública que no ha sido definida. Es un warning, por lo que aplica un resaltado de color amarillo en la ubicación correspondiente.
- **UnableToResolveInfo**: Se genera por la incapacidad de inferir un tipo concreto para una variable de tipo. Es de carácter informativo, por lo que solo aplica un leve resaltado de sintaxis en el código, y muestra un mensaje cuando el cursor se posiciona sobre la ubicación correspondiente.
- **InferredFacetInfo**: Se genera en toda expresión que no posee una faceta pública declarada, con la información de la faceta inferida. Al igual que el tipo de error anterior, es de carácter informativo.

4.2.3. Fase de generación de constraints

Una vez que se procesan las facetas públicas, se procede a la generación de constraints. Esto se realiza implementando varios visitors mostrados en el diagrama de la figura 4.1.

La clase encargada de procesar las clases declaradas en un archivo es **CompilationUnitVisitor**. Mediante el visitor **ClassMemberVisitor**, se procesa cada método, campo y constructor de cada clase. Finalmente, el visitor implementado para procesar el cuerpo de cada miembro es **BlockVisitor**, en donde se procesa cada expresión relevante para el algoritmo de generación de constraints de la sección 3.4.

La clase **Store** es la encargada de la generación de variables de tipo, y el almacenamiento en diccionarios del tipo de las expresiones y elementos. Una expresión es un ente sintáctico representado por un nodo en el AST, mientras que un elemento es un ente semántico que fue declarado con un nombre en algún lugar del programa.

Por ejemplo, el nodo **MethodInvocation** representa una expresión de invocación a método. Desde este nodo es posible obtener un **MethodElement**, que representa la declaración del método invocado.

El diccionario que almacena el tipo de las expresiones es necesario para almacenar in-

formación que no es posible acceder desde nodos que la necesitan. Por ejemplo, en el nodo `ReturnStatement` se genera una constraint entre la expresión de retorno y el retorno del método. La expresión de retorno es un hijo del nodo `ReturnStatement`, por lo que debe ser visitado antes de generar la constraint, para que guarde el tipo de la expresión en el diccionario y pueda ser obtenido en el nodo padre.

El diccionario que almacena el tipo de los elementos es necesario para la generación de constraints sobre identificadores. Por ejemplo, en una invocación a método sobre una variable, se debe obtener el tipo del `VariableElement` para generar la constraint de invocación a método. Además, al final del proceso de inferencia, los elementos incluidos en este diccionario deben ser marcados en el código fuente para informar el tipo inferido al programador.

En la fase de generación de constraints se pueden generar errores de tipo `WellFormedTypeError` y `UndefinedFacetWarning`, los cuales son recolectados mediante un `ErrorCollector`, el cual será utilizado para el despliegue de la información mediante el plugin.

4.2.4. Fase de resolución de constraints

En esta fase, la clase `ConstraintSolver` se encarga de convertir el set de constraints en un mapeo entre variables de tipo y tipos concretos, implementando las operaciones descritas en la sección 3.5. Esta clase se muestra en el diagrama 4.1.

En el algoritmo de unificación, se pueden generar errores del tipo `FlowError`, al momento de verificar las constraints.

Al final del proceso de resolución, se extraen las facetas públicas desde el diccionario que almacena el tipo de los elementos, que serán informadas al programador mediante errores del tipo `InferredFacetInfo`. Si un elemento está asociado a una variable de tipo, se genera un error del tipo `UnableToResolveInfo`.

Los errores generados en esta fase son recolectados mediante el mismo `ErrorCollector` de la fase de generación de constraints.

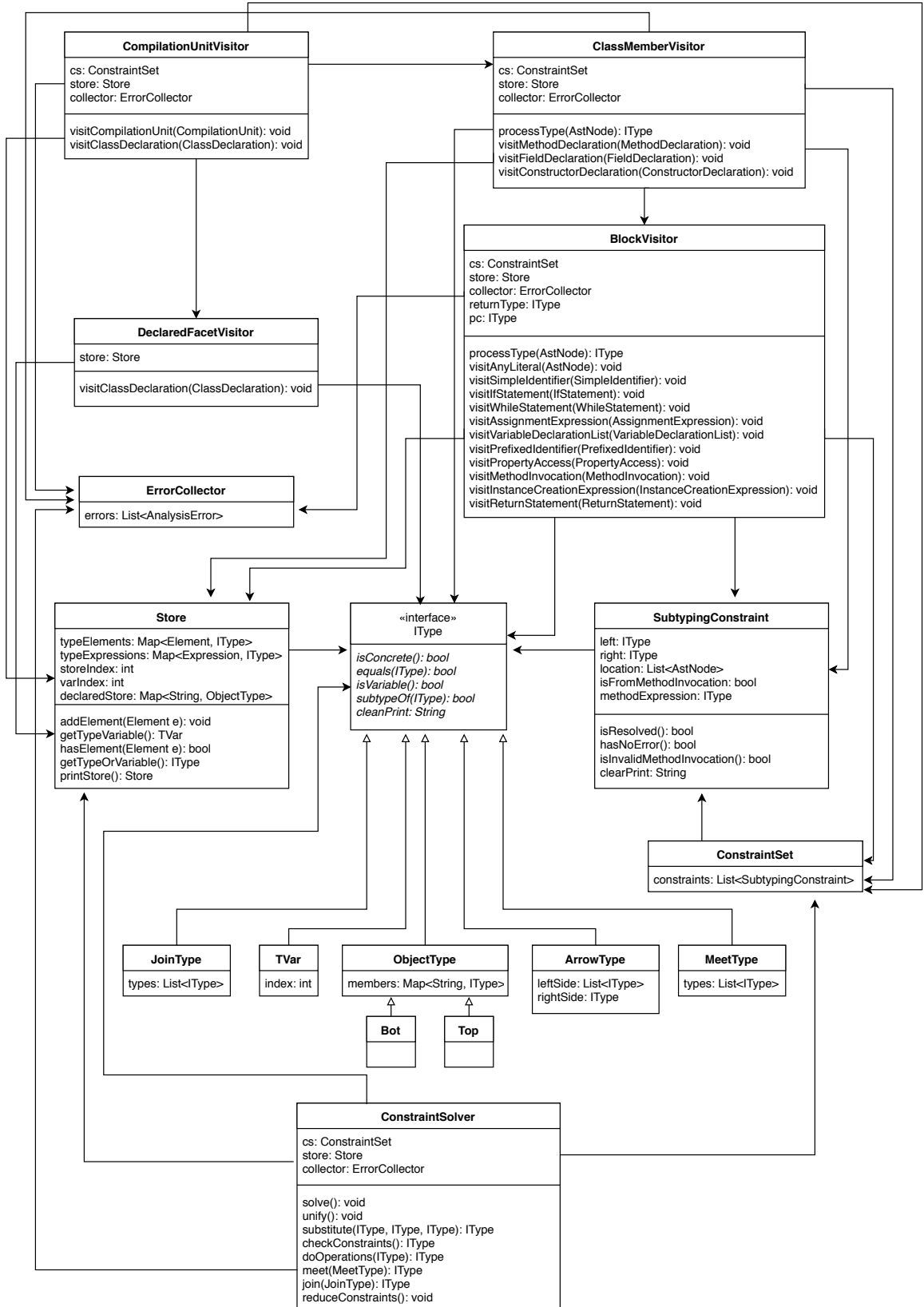


Figura 4.1: Diagrama de clases de sistema de inferencia

4.3. Implementación de plugin

Para la implementación del plugin, se siguió el tutorial oficial de la herramienta Analyzer Plugin, presente en el repositorio de GitHub oficial del lenguaje Dart [5].

La comunicación entre el plugin y el sistema de inferencia se realiza mediante la implementación de un *driver*, que administra los archivos que han sido modificados y solicita los resultados del análisis de inferencia a la clase **Analyzer**, que consiste en una lista de errores. Luego de obtener el resultado, el driver notifica al servidor de análisis para que pueda desplegar los errores en el IDE. La figura 4.2 muestra el diagrama de la secuencia de operaciones.

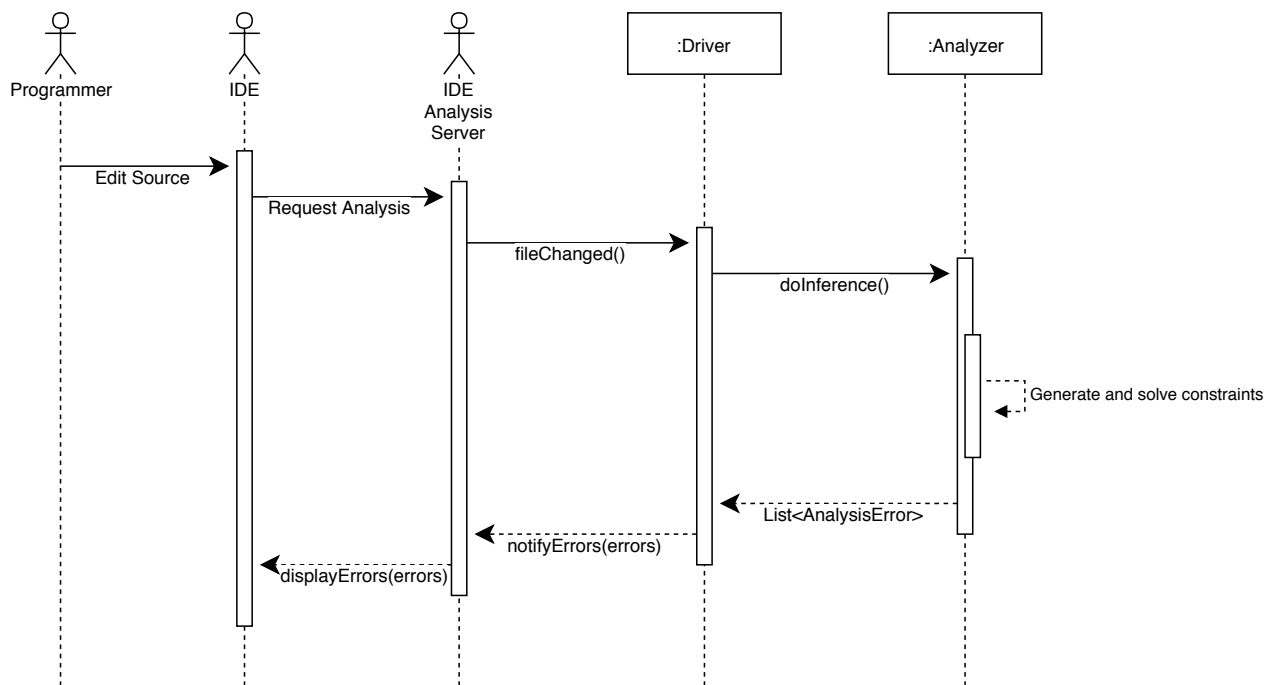


Figura 4.2: Diagrama de secuencia del plugin

4.3.1. Configuración del plugin

Para activar el análisis sobre un proyecto, se debe agregar el paquete del plugin como dependencia al proyecto, y agregar el plugin al archivo de configuración del análisis del proyecto `analysis_options.yaml`, ubicado en la raíz del proyecto.

```
analyzer:
  plugins:
    TRNIdart:
      default_core_return: Bot
      default_core_parameter: Bot
```

Las opciones `default_core_return` y `default_core_parameter` corresponden a las facetas públicas por defecto que tendrán los métodos del core de Dart.

Capítulo 5

Validación

5.1. Programando con facetas públicas

Poseer un sistema de inferencia en conjunto con un plugin para IDEs tiene múltiples beneficios. Primero, evita la anotación de facetas públicas en identificadores no relevantes para el análisis. Segundo, provee comodidad al momento de programar, ya que se obtienen en tiempo real los resultados de la inferencia, sin tener que re-ejecutar un análisis. Por último, aumenta la escalabilidad de los sistemas, ya que el costo de refactorizar código anotado es mayor al costo de refactorizar código no anotado.

A continuación, se muestran algunas capturas de pantalla que ejemplifican la interacción entre el plugin y el programador.

La figura 5.1 ilustra la integración de los errores del plugin con los errores de Dart, en la misma ventana del IDE.

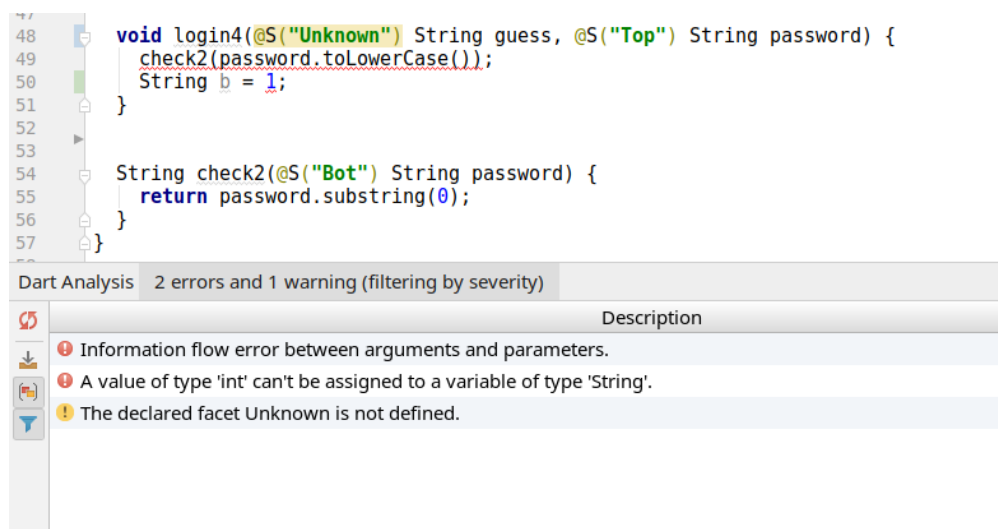
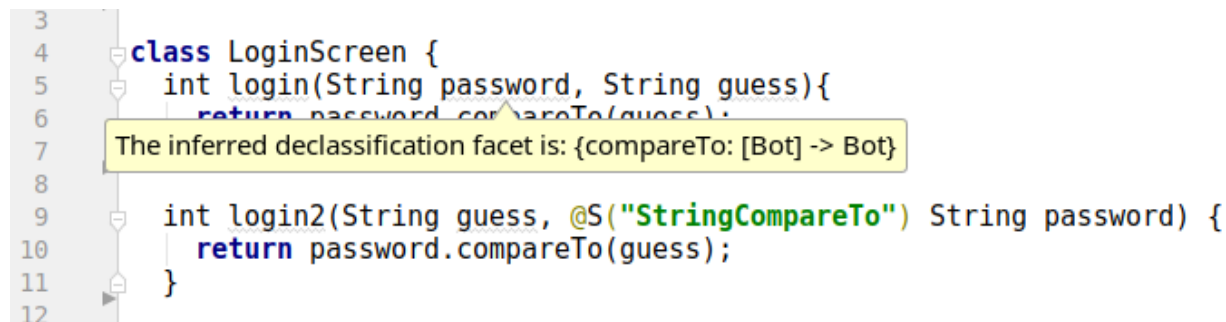


Figura 5.1: Errores integrados con errores de Dart

La figura 5.2 muestra la información inferida al ubicar el cursor sobre un identificador sin faceta pública declarada.

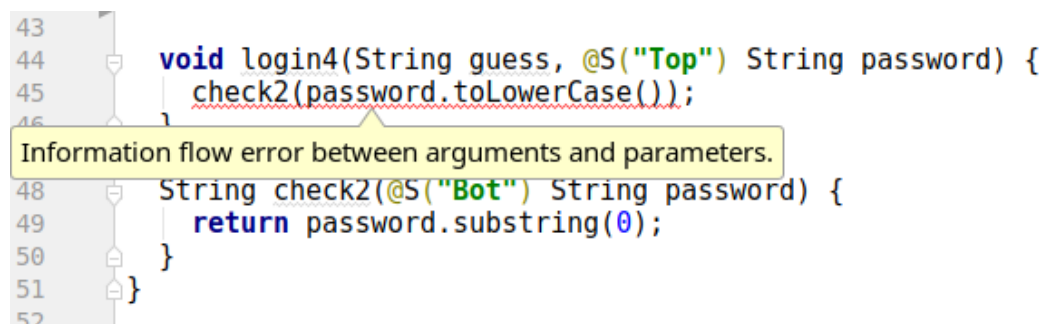


```
3
4 class LoginScreen {
5     int login(String password, String guess){
6         return password.compareTo(guess);
7     }
8
9     int login2(String guess, @S("StringCompareTo") String password) {
10        return password.compareTo(guess);
11    }
12 }
```

The inferred declassification facet is: {compareTo: [Bot] -> Bot}

Figura 5.2: Faceta pública inferida

La figura 5.3 muestra un error generado por un flujo no permitido.

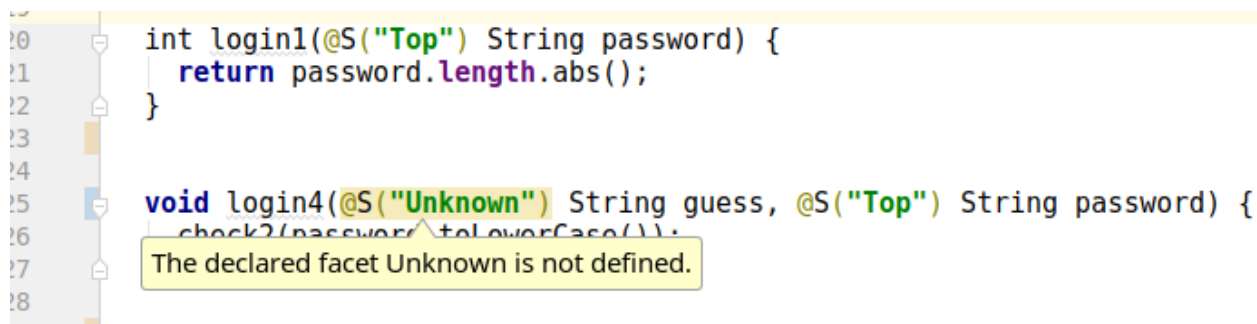


```
43
44 void login4(String guess, @S("Top") String password) {
45     check2(password.toLowerCase());
46 }
47
48 String check2(@S("Bot") String password) {
49     return password.substring(0);
50 }
51 }
52 }
```

Information flow error between arguments and parameters.

Figura 5.3: Error de flujo de información

La figura 5.4 muestra un error generado por la declaración de una faceta pública no definida.

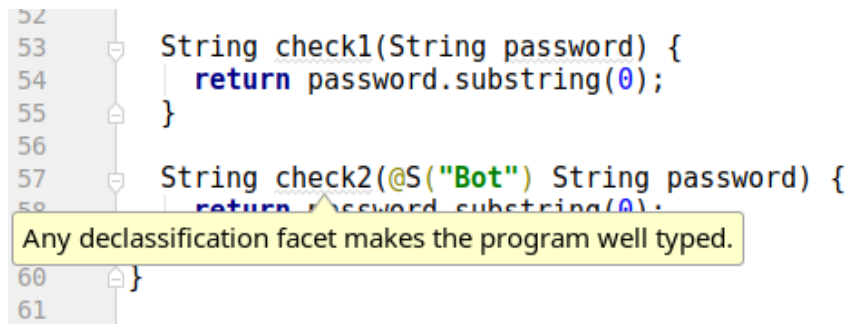


```
20 int login1(@S("Top") String password) {
21     return password.length.abs();
22 }
23
24
25 void login4(@S("Unknown") String guess, @S("Top") String password) {
26     check2(password.toLowerCase());
27 }
28 }
```

The declared facet Unknown is not defined.

Figura 5.4: Warning ante faceta pública no definida

La figura 5.5 muestra un identificador cuya faceta pública no pudo ser inferida con precisión, debido a que cualquier faceta genera un programa bien tipado.

A screenshot of a code editor showing Dart code. Line 53: `String check1(String password) {`. Line 54: `return password.substring(0);`. Line 55: `}`. Line 56: . Line 57: `String check2(@S("Bot") String password) {`. Line 58: `return password.substring(0);`. Line 59: . Line 60: `}`. Line 61: . A yellow tooltip box is positioned over line 58, containing the text: "Any declassification facet makes the program well typed."

```

52
53 String check1(String password) {
54     return password.substring(0);
55 }
56
57 String check2(@S("Bot") String password) {
58     return password.substring(0);
59
60 }
61

```

Figura 5.5: Toda faceta pública genera un programa bien tipado

5.2. Batería de tests

En conjunto con uno de los autores de type-based declassification, se validaron una serie de tests unitarios que ponen a prueba el cumplimiento de las reglas del sistema de tipos.

Además de proveer una forma de validación de este trabajo, los tests unitarios sirvieron como guía para la implementación de las distintas componentes.

Para escribir los tests se utilizó la librería estándar de testing en Dart.

5.3. Repositorio de prueba

Para demostrar el uso del análisis en un ejemplo realista, se creó un pequeño sistema de login web, programado con facetas públicas de type-based declassification. El código se encuentra en un repositorio de GitHub [1].

En este ejemplo se pudo constatar la utilidad del sistema de inferencia. De las 20 declaraciones de identificadores del código, solo 6 de ellas fueron anotadas con facetas públicas, y el resto fue inferido de acuerdo a las reglas del sistema de tipos.

Conclusión

Type-based declassification muestra una conexión entre las relaciones de subtyping de un lenguaje orientado a objetos, y las relaciones de orden que conforman los tipos de seguridad, para proponer un sistema de tipos que cumple una versión relajada de noninterference. Con esta propuesta, Cruz *et al.* abordan parcialmente el desafío de integrar los modelos de control de flujo de información con infraestructuras existentes. Este trabajo materializa aquella propuesta, con una implementación para un subconjunto del lenguaje Dart, en conjunto con un sistema de inferencia y un plugin para editores.

A pesar del foco de seguridad que tiene un trabajo de estas características, la formulación del problema de inferencia y el uso del plugin para integrar los resultados fueron concebidos teniendo al programador en mente, para facilitarle el trabajo y mejorar su experiencia programando, entre otros beneficios. Esta experiencia puede mejorar aún más, agregando nuevas características al plugin.

Trabajo futuro

Formalización de inferencia. En este trabajo se implmentó un sistema de inferencia sin demostrar que la extensión necesaria al sistema de tipos de type-based declassification preserva las propiedades del trabajo original, como son *type safety* y relaxed noninterference. En este sentido, es deseable la formalización de la inferencia de tipos de dos facetas, antes de realizar cualquier extensión a este trabajo, cuyo objetivo fue demostrar el uso práctico del enfoque propuesto por Cruz *et al.*

Extensión al subconjunto soportado. Este trabajo soporta un subconjunto pequeño del lenguaje Dart, lo que no permite probarlo en aplicaciones reales de mayor envergadura. Soportar características avanzadas del lenguaje, e implementar la herramienta en otros lenguajes de programación, permitiría posicionar a la herramienta como una alternativa competente de análisis de control de flujo para aplicaciones en producción.

Características del plugin. El plugin implementado en este trabajo solo muestra los resultados de la inferencia, pero no permite al programador tomar acciones automáticas al respecto. Por ejemplo, es posible asistir al usuario en la definición de una faceta pública que

ha sido declarada, navegar al lugar donde se define una faceta pública al ubicarse en la faceta declarada, definir y declarar una faceta pública basándose en el resultado de la inferencia, entre otros.

Bibliografía

- [1] Matías Meneses C. Secure login screen, programmed with type-based security types. <https://github.com/matiasimc/secure-login-test>.
- [2] Luca Cardelli. A semantics of multiple inheritance. In *Information and Computation*, pages 51–67. Springer-Verlag, 1988.
- [3] Raimil Cruz, Tamara Rezk, Bernard Serpette, and Éric Tanter. Type abstraction for relaxed noninterference. In Peter Müller, editor, *Proceedings of the 31st European Conference on Object-oriented Programming (ECOOP 2017)*, Barcelona, Spain, June 2017. Dagstuhl LIPIcs. To appear.
- [4] Luis Damas and Robin Milner. Principal type-schemes for functional programs. In *Proceedings of the 9th ACM SIGPLAN-SIGACT Symposium on Principles of Programming Languages*, POPL '82, pages 207–212, New York, NY, USA, 1982. ACM.
- [5] Dart. Analyzer plugin: A framework for building plugins for the analysis server. https://github.com/dart-lang/sdk/tree/master/pkg/analyzer_plugin.
- [6] J. A. Goguen and J. Meseguer. Security policies and security models. In *1982 IEEE Symposium on Security and Privacy*, pages 11–11, April 1982.
- [7] David Molnar, Matt Piotrowski, David Schultz, and David Wagner. The program counter security model: Automatic detection and removal of control-flow side channel attacks. In Dong Ho Won and Seungjoo Kim, editors, *Information Security and Cryptology - ICISC 2005*, pages 156–168, Berlin, Heidelberg, 2006. Springer Berlin Heidelberg.
- [8] Andrew C. Myers. Mostly-static decentralized information flow control. Technical Report MIT/LCS/TR-783, Massachusetts Institute of Technology, January 1999.
- [9] Andrew C. Myers, Lantian Zheng, Steve Zdancewic, Stephen Chong, and Nathaniel Nystrom. Jif 3.0: Java information flow, July 2006.
- [10] François Pottier and Vincent Simonet. Information flow inference for ml. *ACM Trans. Program. Lang. Syst.*, 25(1):117–158, January 2003.
- [11] François Pottier. Type Inference in the Presence of Subtyping: from Theory to Practice. Research Report RR-3483, INRIA, 1998.

- [12] Andrei Sabelfeld and David Sands. Declassification: Dimensions and principles. *Journal of Computer Security*, 17(5):517–548, 2009.
- [13] Tatsurou Sekiguchi and Akinori Yonezawa. A complete type inference system for subtyped recursive types. In Masami Hagiya and John C. Mitchell, editors, *Theoretical Aspects of Computer Software*, pages 667–686, Berlin, Heidelberg, 1994. Springer Berlin Heidelberg.
- [14] Dennis M. Volpano, Cynthia E. Irvine, and Geoffrey Smith. A sound type system for secure flow analysis. *Journal of Computer Security*, 4(2/3):167–188, 1996.