

Cool Compiler

1. Uso del compilador

Para usar el compilador, solo se debe ejecutar el siguiente comando en una consola abierta dentro de la carpeta src:

```
python3 cool.py <path_cool_file>
```

2. Arquitectura del compilador

El objetivo del presente software es dado un programa escrito en el lenguaje COOL generar un programa equivalente escrito en MIPS que pueda ser ejecutado en SPIM.

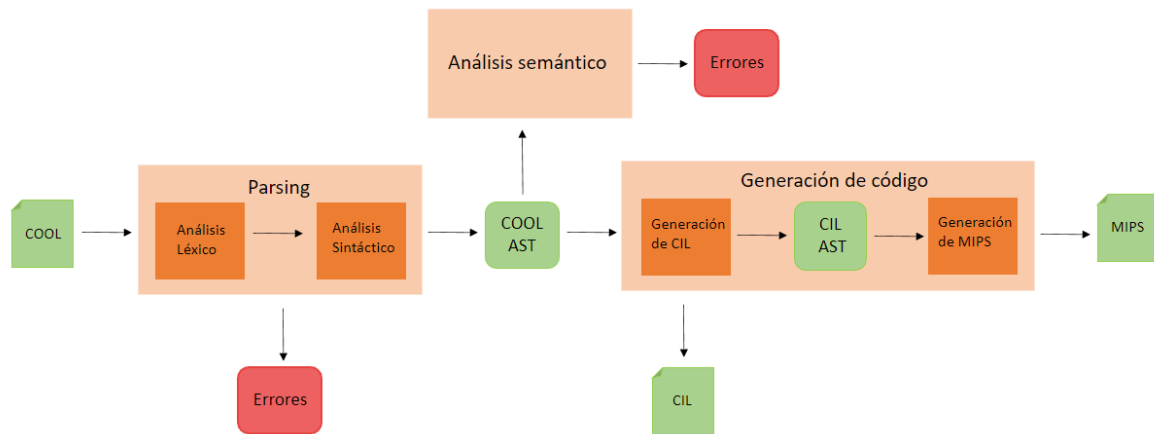
El proceso de convertir lenguaje COOL a lenguaje MIPS se dividió en un total de 5 fases repartidas en 3 fases principales:

- Parsing
 - Análisis Léxico
 - Análisis Sintáctico
- Análisis semántico
- Generación de código
 - Generación de CIL
 - Generación de MIPS

Cada una de estas fases principales se corresponde con un módulo del compilador encargado de su ejecución por lo que la estructura del compilador sería la siguiente.

```
src/  
├ codegen/  
├ parsing/  
├ semantics/  
├ utils/  
└ cool.py
```

Por último el archivo `cool.py` se encarga de crear el *pipeline* entre el archivo de entrada, los módulos del compilador y el archivo de salida siguiendo el flujo mostrado en la siguiente imagen.



3. Módulos del compilador

3.1 parsing

El proceso de parsing del programa se divide en dos fases: el análisis lexicográfico y el análisis sintáctico. Para la implementación de este módulo se decidió utilizar `ply` el cual es una implementación en python de las herramientas de construcción de compiladores `lex` y `yacc`. Este módulo recibe como entrada un string y en caso de dicho string pertenecer al lenguaje COOL devuelve el árbol de sintaxis abstracta del programa, en caso negativo devuelve una lista con los errores encontrados.

Análisis lexicográfico:

Utilizando la herramienta `lex` se implementó el tokenizador de texto utilizando expresiones regulares para reconocer los tokens, esto resulta conveniente dado que la mayoría de componentes del lenguaje son reconocibles mediante estas, no obstante existen excepciones como los comentarios (multilínea y de una sola línea) y los strings debido a que estos elementos se definen como un lenguaje de la forma $a^n b^n$. Para estos casos especiales se optó por reconocer el símbolo inicial del elemento y luego procesar el resto del texto sin utilizar el autómata hasta encontrar el símbolo que cierra el elemento para luego reanudar el procesamiento utilizando el autómata.

Análisis sintáctico:

La herramienta `yacc` permite la creación de parsers con gramáticas LALR(1) y la construcción del árbol de sintaxis abstracta mediante gramáticas atributadas. En esta fase se definió la gramática y la jerarquía de clases a utilizar para construir el AST.

A continuación definimos la gramática LALR(1) utilizada.

```

S -> program
program -> class_list
class_list -> def_class
class_list -> dec_class class_list
def_class -> CLASS TYPEID OCUR feature_list CCUR SEMICOLON
feature_list -> ε
feature_list -> def_attr feature_list
feature_list -> def_func feature_list
def_attr -> OBJECTID COLON TYPEID SEMICOLON
def_attr -> OBJECTID COLON TYPEID ASSIGN exp SEMICOLON

```

```

def_func -> OBJECTID OPAR CPAR COLON TYPEID OCUR exp CCUR SEMICOLON
def_func -> OBJECTID OPAR param_list CPAR COLON TYPEID OCUR exp CCUR SEMICOLON
param_list -> param
param_list -> param COMMA param_list
param -> OBJECTID COLON TYPEID
exp -> OBJECTID ASSIGN exp
exp -> LET ident_list IN exp
iden_list -> iden
iden_list -> iden COMMA ident_list
iden -> OBJECTID COLON TYPEID
iden -> OBJECTID COLON TYPEID ASSIGN exp
case_list -> branch
case_list -> branch case_list
branch -> OBJECTID COLON TYPEID CASSIGN exp SEMICOLON
exp -> NOT exp
exp -> comp
comp -> arith
comp -> arith LOWER arith
comp -> arith LEQ arith
comp -> arith EQUAL arith
comp -> arith EQUAL NOT exp
arith -> term
arith -> arith PLUS term
arith -> arith MINUS term
term -> factor
term -> term STAR factor
term -> term DIV factor
factor -> atom
factor -> TILDE factor
factor -> CASE exp OF case_list ESAC
factor -> WHILE exp LOOP exp POOL
factor -> OCUR exp_list CCUR
exp_list -> exp SEMICOLON
exp_list -> exp SEMICOLON exp_list
factor -> IF exp THEN exp ELSE exp FI
factor -> ISVOID factor
atom -> INT_CONST
atom -> STRING_CONST
atom -> TRUE
atom -> FALSE
atom -> OBJECTID
atom -> NEW TYPEID
atom -> func_call
atom -> OPAR exp CPAR
func_call -> OBJECTID OPAR arg_list CPAR
func_call -> atom DOT OBJECTID OPAR arg_list CPAR
func_call -> atom AT TYPEID DOT OBJECTID OPAR arg_list CPAR
arg_list -> ε
arg_list -> arg_list_not_empty
arg_list_not_empty -> exp
arg_list_not_empty -> exp COMMA arg_list_not_empty

```

3.2 semantics

El módulo `semantics` implementa la fase de análisis semántico del compilador, este recibe como entrada el árbol de sintaxis abstracta producido por el parser y tiene como salida una lista de errores, la cual si es vacía indica que el programa es válido.

Análisis semántico

Para realizar el análisis se definieron 3 clases las cuales implementan un patrón *visitor* para recorrer el AST, cada una de estas clases realiza un recorrido sobre el árbol comprobando distintas reglas del lenguaje en cada caso.

1. `TypeCollector`: este primer recorrido es el encargado de recolectar los identificadores de los tipos definidos por las clases declaradas en el código y verifica que no hayan clases que tengan con el mismo nombre.
2. `TypeBuilder`: es el encargado de validar las declaraciones hechas dentro de los tipos creados en el recorrido anterior. Verifica que los atributos y métodos declarados no sean redefinidos dentro de la misma clase y que los tipos presentes en estas definiciones existan. Además realiza comprobaciones de integridad sobre la jerarquía de tipos comprobando la no existencia de ciclos en la herencia y que toda clase base haya sido definida.
3. `TypeChecker`: se encarga de analizar el cuerpo de las definiciones de los métodos y las expresiones de las definiciones de los atributos de las clases. Se analiza la signature de los métodos para validar la reescritura de métodos en casos de herencia y que los atributos heredados no se encuentren definidos nuevamente. Además comprueba que las reglas de cálculo de tipos para expresiones definidas en el manual del lenguaje COOL.

Para la realización de estos recorridos fue necesaria la implementación de representaciones de los elementos semánticos del programa como los tipos (`Type`), atributos (`Attribute`), métodos (`Method`), etc... además de contenedores que nos permitiesen acceder a esta información de una forma efectiva y sencilla como `Context` y `Scope`. Estas clases se encuentran en el archivo `semantic.py` y fueron implementadas siguiendo las ideas del temario de análisis semántico visto en el curso.

Luego de haber realizado los diferentes recorridos por el AST el módulo devuelve una lista la cual contiene los errores semánticos encontrados en el programa.

3.3 codegen

Luego de comprobar que el código proporcionado por el usuario no contenga errores, se procede a la generación de código de máquina.

La generación de código está dividida en dos partes: primero se genera un código intermedio CIL y luego, a partir de este, se genera el código MIPS. Esto nos va a permitir generar código del programa de forma más sencilla, ya que el salto directamente desde COOL a MIPS es demasiado complejo. El AST devuelto por el parser se recorre y se van formando los nodos de un nuevo AST con nodos que representan las definiciones, instrucciones y expresiones de CIL. Por último, a partir de este AST se procede a generar el código MIPS en donde se incluye el trabajo con la memoria.

Generación de código CIL

EL lenguaje CIL está dividido en tres secciones:

1. type: Se definen los tipos (clases) con sus atributos y el encabezado de sus métodos como se explica en la bibliografía de la asignatura.

Se conoce que el ast producido por el parser tiene como nodo raíz un ProgramNode que está formado por nodos ClassDeclarationNode que son las clases, y estos a su vez por nodos AttrDeclarationNode y FunctionDeclarationNode que son las definiciones de los atributos y los métodos de una clase. Cuando se visita un ClassDeclarationNode, se crean los nodos CILTypeNode que contienen una lista de CILAttributesNode y una lista de CILMethodNode, los cuales solo contienen el nombre del método y el nombre de la función que lo define en la sección code.

```
type A {  
    attribute x ;  
    method f : f1;  
}
```

Como se sabe los métodos y los atributos de un tipo deben siempre definirse en un mismo orden y si un tipo A hereda de B, A debe tener acceso a los atributos y métodos de su padre y de los demás ancestros de él hasta llegar a Object. Para lograr esto se tomaron en orden topológico todos los nodos de las clases y al recorrerlo se fueron agregando los atributos del padre y métodos en el mismo orden, y por último los suyos. De esta forma, cuando se llega a un nodo su padre tiene ya todos sus atributos y métodos definidos, así como los de los ancestros en orden de aparición. Además, para una mayor comodidad en la implementación, todas las variables o atributos almacenan un tipo además de su nombre, dejando el trabajo de la memoria para la segunda fase de generación.

Además a cada tipo se le añade un método especial, el init, que va a ser llamado cada vez que se inicialice una clase usando la expresión `new` desde el código de COOL. Por cada atributo declarado en la clase y que se le asigna una expresión, se van a añadir las instrucciones responsables de inicializar esos valores. Este método va a ser invocado pasándole como argumento la referencia de la variable a la que se le desea asignar este tipo.

Los tipos built-in quedan implementados de la siguiente forma:

```
type Object {  
    method init : init_Object;  
    method abort : abort_Object;  
    method type_name : type_name_Object;  
    method copy : copy_Object;  
}  
  
type Int {  
    attribute value;  
  
    method init : init_Int;  
    method abort : abort_Object;  
    method type_name : type_name_Object;  
    method copy : copy_Object;  
}  
  
type String {  
    attribute value;  
  
    method init : init_String;  
    method abort : abort_Object;
```

```

        method type_name : type_name_Object;
        method copy : copy_Object;
        method length : length_String;
        method concat : concat_String;
        method substr : substr_String;
    }

    type Bool {
        attribute value;

        method init : init_Bool;
        method abort : abort_Object;
        method type_name : type_name_Object;
        method copy : copy_Object;
    }

    type IO {
        method init : init_IO;
        method abort : abort_Object;
        method type_name : type_name_Object;
        method copy : copy_Object;
        method out_string : out_string_IO;
        method out_int : out_int_IO;
        method in_string : in_string_IO;
        method in_int : in_int_IO;
    }

```

2. data: En esta sección se guardan los string que se van encontrando en el AST y se almacenan en una variable para su posterior uso.

3. code: Esta sección contiene la definición de todas las funciones, sus parámetros, las variables locales que se utilizan y el retorno.

Un `FunctionDeclarationNode` en el AST devuelto por el parser se convierte en CIL en un `CILFunctionDeclarationNode` que está formado por tres secciones: `params` en donde están todos los parámetros de la función declarada, la sección `local` donde se crean las variables locales e `instructions` donde se encuentran las instrucciones a ejecutar. Para crear las variables se utiliza un alias que depende de su nombre original, esto se realizó porque una variable de un método o un argumento pueden llamarse como un atributo de la clase y a la vez en una expresión `let` pueden redefinirse nombres de variables que estén en los parámetros o en otro `let` más externo, este alias posibilita que la variable al crearla sea única y no sobrescriba variables creadas en otro entorno accesible.

Como se conoce en el lenguaje COOL solo existen expresiones y en el lenguaje CIL se tienen tanto expresiones como instrucciones, por tanto una expresión COOL se traduce a una lista de instrucciones CIL ya sean de asignación o de cambio del valor de un atributo, `ifgoto`, `goto`, `label`, entre otras. Una asignación en CIL puede ser la traducción de una `asignación` de COOL o puede ser creada para llevar una expresión de COOL distinta de asignación a una instrucción en CIL, un ejemplo es cuando queremos realizar una operación suma en COOL y una de las partes (izquierda o derecha) no es un nodo atómico, debemos separar en una asignación a una nueva variable creada en CIL que guarde la expresión de esa parte que y luego a esta sumarla con la parte que si es atómica, lo mismo pasa para todas las expresiones binarias.

La conversión de la lógica del `loop`, así como la del `conditional`, a código CIL fue muy sencilla. Con la ayuda de los labels y de las expresiones `ifGoto` y `goto` se decidía cuales eran las próximas instrucciones a ejecutar haciendo saltos en el código.

En el caso de una expresión `block` en cool, para llevarla a CIL recorreremos todas las expresiones que la compongan, cada una sabe cómo convertirse al lenguaje CIL y luego retornamos la que devolvió la última expresión del `block`.

En el caso del `let` se debe crear un nuevo ámbito de variable que te permita definir variables que ya están definidas y a la vez utilizar las anteriores creadas, luego se crean tantas variables como tenga el `let` y también para cada una de las expresiones de las mismas y a estas se les asigna lo que devuelve cada una de las expresiones y luego se procede a crear una nueva variable que guarde lo que retorne el recorrido que se le realiza a la expresión in del `let`.

Las asignación es un caso importante, ya que tiene la tarea de verificar a qué tipo de variable es a la que se le asigna un valor. Por tanto, primero la busca en el scope y en caso de no encontrarse es un atributo, por lo que la instrucción a ejecutar es un `set attribute`; en otro caso es un `assign`.

Para las expresiones unarias en el caso del `prime` lo que se hace es restarle al valor cero la expresión que devuelve el recorrido de la expresión del `prime`, en el caso del `not` se devuelve una nueva variable que guarda el valor de un nuevo `NodoCIL CILNotNode` que guarda la expresión del `not` la segunda parte de generación de código es el encargado de procesar dicha expresión. En la expresión `isvoid` se recorre la variable y se crea una nueva para asignarle el resultado de este proceso para luego esta pasarla como parámetro y llamar a una función creada llamada `isvoid` que se implementará en la segunda parte de generación de código. El proceso de llamado de funciones en CIL a través de las expresiones `VCALL` o `CALL` estas se utilizan en dependencia de cómo lo necesite la segunda parte de generación de código.

Cuando se encuentra un nodo string en el ast se agrega a la sección `.data` y para utilizarlo se utiliza la función `load` de CIL que es agregada a la lista de instrucciones. Para los valores booleanos se crean una expresión `equals` entre 0 y 1 para el False y entre 0 y 0 para el True, esta expresión se le asigna a una nueva variable y es lo que se retorna. En el caso de las variables si esta es un atributo se crea una nueva variable que se le asignará el resultado de hacer `get attr` y si es una variable local se busca en el scope. Cada vez que se crea una variable esta se añade al scope y a esta se le asigna el valor de una expresión que esta expresión es un nuevo nodo creado que pertenece al lenguaje CIL, estas asignaciones se añaden a la lista de instrucciones al igual que aquellas instrucciones de CIL que se necesitan para convertir una expresión del lenguaje COOL a CIL.

Generación de código MIPS

La generación de código MIPS se realiza mediante dos recorridos al árbol de sintaxis abstracta del lenguaje CIL, el primer recorrido se encarga de construir la información de las estructuras en memoria utilizadas por el compilador y el segundo recorrido genera el código utilizando la información contextual generada por el primero.

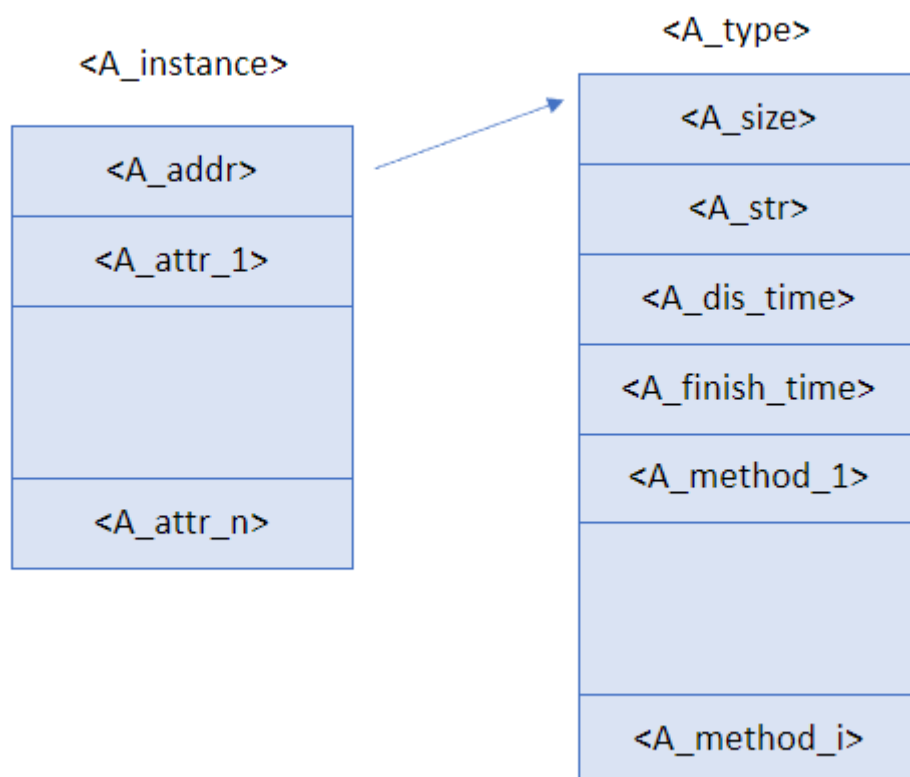
El primer recorrido del AST del lenguaje CIL se realiza con el objetivo de crear un objeto `MIPSContext`, en esta clase almacenaremos la información relativa a la representación en memoria de los tipos, sus instancias y del manejo de memoria durante el llamado de funciones.

A continuación definiremos las ideas seguidas para la representación de los tipos en memoria.

1. El valor de los atributos de una clase son independientes para cada instancia de la clase, sin embargo, los métodos de la clase son globales para todas las instancias. Esto permite separar la información global del tipo en memoria estática y la información de las instancias en memoria dinámica.
2. Los identificadores de las clases en COOL son únicos y por tanto los identificadores de los tipos también lo son. Esto permite utilizar su nombre como alias a la dirección de memoria donde se almacena la información del tipo. La información que se decidió almacenar sobre los tipos fue su tamaño (para la creación dinámica de instancias mediante `copy`), su representación como string (para la implementación de `type_name`), el tiempo de descubrimiento y finalización en el grafo de la jerarquía de tipos (implementación del `case`), y las direcciones de los métodos del tipo.

```
.data
<type_str> : .asciiz <type_str_value>
.data
.align 4
<type_id>: .word <type_size> <type_str> <method_1> ... <method_n>
```

3. La representación de una instancia de tipo `<type>` es un bloque de memoria de tamaño `<type_size>` localizado en memoria dinámica. La primera palabra de este bloque contienen la dirección representada por `<type_id>` las siguientes palabras del bloque contienen direcciones de memoria apuntando al valor de los atributos de la instancia en el orden en que fueron declarados.



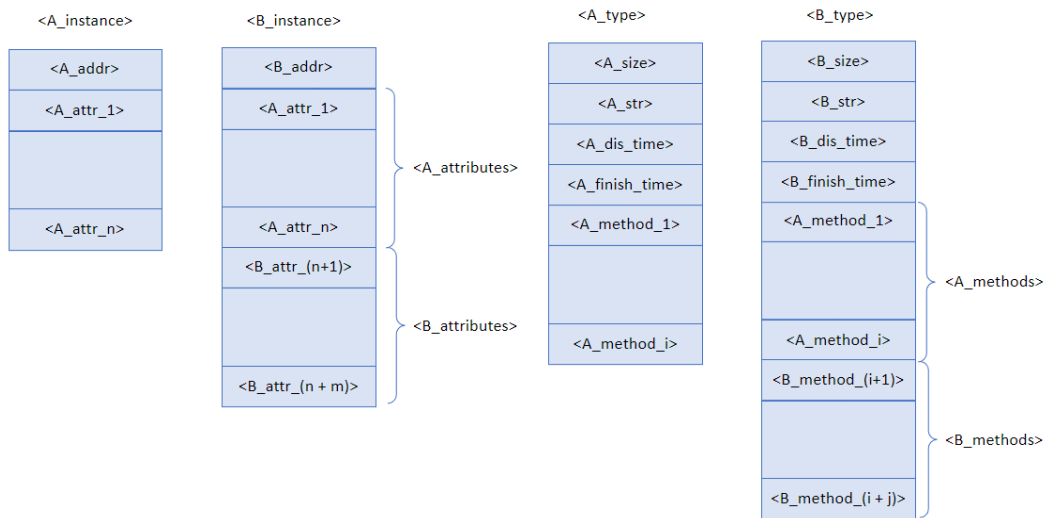
4. El orden de los atributos y métodos en un tipo debe de respetar el orden en que se declaran en su tipo padre. Esto permite definir reglas precisas para obtener las direcciones de los atributos y métodos.

$$attribute_address_i = 4i + instance_address$$

$$method_address_i = 4(i + 1) + type_address$$

Nos referiremos a este índice i como offset.

A continuación mostramos un ejemplo de la representación de la herencia en memoria.



Esta representación se implementa como una clase `TypeInfo` la cual ofrece métodos para el cálculo de las direcciones en memoria de los atributos y métodos.

```
class TypeInfo:
    def __init__(self, typex: CILTypeNode):
        # This is obvious
        self.id = typex.id

        # Memory to allocate for an instance of the type
        self.size = (len(typex.attributes) + 1) * WSIZE

        # Use this offset to calculate the attribute address
        self.attrs_offset = {attr.id : i for i, attr in
            enumerate(typex.attributes, start=1)}

        # Use this offset to calculate the method address
        self.methods_offset = { m.id : i for i, m in enumerate(typex.methods,
            start=1) }

    def get_attr_addr(self, attr, register):
        offset = self.attrs_offset[attr]
        return f'{{(offset) * WSIZE}}({register})'

    def get_method_addr(self, method, register):
        offset = self.methods_offset[method]
        return f'{{(offset + 3) * WSIZE}}({register})'
```

Otro aspecto fundamental a tener en cuenta durante la generación de MIPS es el manejo de memoria durante el llamado a funciones, para la resolución de este problema es común la adopción de convenciones por lo que en este caso nos hemos adherido a las convenciones propuestas por `gcc`. Estas convenciones se definen en torno a una estructura llamada *procedure call frame* la cual definimos a continuación.

Un *procedure call frame* es un bloque de memoria localizado en la pila el cual se encarga de proveer espacio para las variables locales del procedimiento, además su dirección es utilizada para acceder a los argumentos de la función.

Convenciones seguidas por la función que llama a otra (*caller*):

1. Guardar todos los registros utilizados los cuales puedan ser modificados por la función llamada.
2. Pasar los argumentos a la función llamada a través de la pila respetando el orden en que fueron declarados.
3. Llamar a la función.
4. Restablecer el estado de la pila extrayendo los argumentos pasados y los registros guardados

Convenciones seguidas por la función que es llamada (*called*):

1. Guardar la dirección de retorno en la pila `$ra`
2. Guardar el puntero al bloque en la pila `$fp`
3. Actualizar `$fp` con el valor de `$sp`
4. Restar el tamaño del call frame a `$sp`
5. Realizar sus instrucciones
6. Actualizar `$sp` con el valor de `$fp`
7. Restaurar el puntero al bloque de la pila `$fp`
8. Restaurar la dirección de retorno en la pila `$ra`

Debido a estas convenciones el offset de los argumentos se calcula teniendo en cuenta la estructura LIFO de la pila por lo que el último argumento tiene offset 1 y los parámetros su offset se va asignando de forma ascendente respecto al orden al cual fueron declarados empezando desde 0, obteniendo así expresiones para el cómputo de las direcciones de argumentos y parámetros.

$$\begin{aligned} arg_addr_i &= 4(i + 2) + frame_addr \\ param_addr_i &= -4i + frame_addr \end{aligned}$$

Esta estructura es implementada por la clase `ProcCallFrame` la cual permite el cálculo de direcciones de argumentos y parámetros.

```
class ProcCallFrame:
    def __init__(self, name, nargs, nvars):
        self.name = name
        self.nargs = nargs
        self.size = WSIZE * nvars
        self.args = {} # Associates each argument with the offset to be accessed
in the stack
        self.vars = {} # Associates each parameter with the offset to be accessed
in the stack

    def add_argument(self, idx):
        self.args[idx] = self.nargs - len(self.args)

    def add_variable(self, idx):
        self.vars[idx] = len(self.vars)

    def arg_addr(self, id):
        offset = self.args[id]
        return f'({2 + offset} * WSIZE)($fp)'
```

```
def var_addr(self, id):
    offset = self.vars[id]
    return f'{-offset * WSIZE}($fp)'

def get_addr(self, id):
    try:
        return self.arg_addr(id)
    except KeyError:
        return self.var_addr(id)
```

Por tanto este primer recorrido construye instancias de estas clases y las asocia con su correspondiente tipo o función creando un contexto con la información necesaria para manejar la memoria.

El segundo recorrido se encarga de generar el código MIPS del programa, la idea de este recorrido es bastante simple dado que es solo traducir instrucciones o expresiones muy sencillas de CIL a mips, sin embargo existen ciertos casos de particular interés los cuales expondremos a continuación.

- Reservar memoria: representada por la instrucción CIL `ALLOCATE <type>`, cuando se reserva memoria para una instancia de la clase de tipo `<type>` el compilador reserva `<type_size>` espacio y copia la dirección de memoria de la información del tipo en la primera palabra del espacio reservado.
- Dispatch: representada por la instrucción CIL `VCALL T f` este puede ocurrir de dos formas en dependencia de la especificación del dispatch, en específico del uso del símbolo `@`. Cuando se realiza el llamado a una función de COOL el primer argumento que es pasado es la dirección de memoria de la instancia desde la cual el método es llamado. Dado que el `VCALL T f` tiene el identificador del tipo estático y de la función a llamar se puede utilizar esta información para calcular la dirección del método con la clase `TypeInfo` del `MIPSContext`, la diferencia radica a partir de que dirección se calcula la posición del método, en el caso de que el dispatch no utilice `@` se busca el método a partir de la dirección del tipo dinámico de la instancia, en caso contrario se busca el método a partir de la dirección del tipo `<type>`.
- Operador `=`: Esta operación puede producirse entre diferentes tipos, a diferencia de otros operaciones como las aritméticas o el resto de operaciones de comparación. Esta particularidad se resolvió definiendo la comparación como un procedimiento built-in principalmente para evitar generar un código con muchas ramas condicionales dado las comparaciones son distintas en dependencia del tipo dinámico de la instancia.
- Retorno de operadores: Dado que los operadores tienen un tipo de retorno bien definido debido a las reglas de tipado de COOL los operadores se encarga de almacenar el resultado de la operación en instancias de la clase de su tipo, las operaciones aritméticas crean instancias de tipo `Int` y las operaciones de comparación de tipo `Bool`.

Tipos por valor

En la especificación de COOL todos los tipos del lenguaje se especifican como tipos por referencia, por motivos de mejorar la eficiencia del uso de la memoria se implementaron los tipos básicos `Int` y `Bool` como tipos por valor lo cual nos brinda ciertos beneficios:

- Al ser un tipo por valor para cada instancia solo se guarda en memoria su valor, a diferencia de si fuera un tipo por referencia se guardaría su valor, el puntero a la estructura `TypeInfo` y la dirección de memoria de la instancia.
- Debido a que no se implementaron mecanismos de liberación de memoria dinámica automáticos esto ayuda a liberar de forma automática la memoria utilizada dado que estos

valores se almacenan en la pila.

- Las operaciones son más rápidas dado que no hay que estar redireccionando en memoria dinámica para buscar los valores.

Los principales problemas a resolver durante la implementación fueron:

- Upcasting/Downcasting:

```
(* Upcasting *)
a : Object <- 10;

(* Downcasting *)
b : Int <- case a of
  x : Int => x;
esac;
```

Para permitir el upcasting/downcasting entre tipos que se representan de forma distinta en memoria utilizamos la información obtenida durante el análisis semántico, asociamos a cada variable de CIL su tipo estático, así tenemos información sobre si lo que almacena esa variable es un valor o una referencia. Luego cuando se genera una asignación de CIL se comprueba el tipo estático del miembro izquierdo y derecho, para los casos (RType, RType) y (VType, VType) se procede a copiar el valor de una variable hacia la otra. En el caso (RType, VType) se realiza el boxing (CILBoxNode) del tipo por valor, es decir se guarda el valor que está en la pila en una instancia de la clase VType la cual solo se instancia para estos casos. La definición de estas clases (Int y Bool) se realizó de acuerdo a la especificación de COOL y tienen un atributo llamado value para almacenar el valor. En el caso (VType, RType) se realiza el unboxing (CILUnboxNode) de la instancia de la clase VType correspondiente retornando el valor de su atributo value.

Nota: RType se refiere a un tipo por referencia y VType a un tipo por valor

- Expresión case

La implementación propuesta de la expresión case utilizaba la instrucción TYPEOF para poder elegir la rama a evaluar, sin embargo, en los tipos por valor no tenemos una referencia a la información del tipo por tanto se tuvo que tratar como un caso especial, para ello se aprovechó el hecho de que las ramas se recorren en orden topológico inverso según su tipo y por tanto la primera rama válida para evaluar es la rama a escoger dado que los tipos por valor en este caso no permiten que hereden de ellos.

Cuando el tipo de retorno del case es Object debemos realizar un casteo antes de retornar la evaluación de una rama que retorne un tipo por valor, no obstante esto se resuelve con el boxing/unboxing automático discutido anteriormente.

- Dispatch

```
(1).type_name()
```

Los tipos por valor pueden usar los métodos heredados de Object pero no tienen acceso a la información del tipo para obtener la dirección del método, para resolver esto implementamos métodos built-in para los tipos por valor, estos no sobrescriben los de la implementación de su clase dado que los métodos de una clase VType tienen el mismo identificador que los de la clase Object al ser heredados. Durante la generación de código MIPS sabemos si la variable de CIL ejecutando un dispatch es una variable de tipo por valor o

por referencia y hacemos el binding dinámico de los métodos o llamamos a los built-in de los tipos por valor según corresponda.

Optimización del case

Un caso de especial consideración dentro de las expresiones de COOL es el `case`, el comportamiento esperado es que se compute el tipo dinámico de la expresión del `case` y se seleccione la rama del tipo ancestro más cercano a dicho tipo. Para resolver esto se recorre el árbol de clases iniciando por `Object` utilizando un DFS y para cada clase se almacena su tiempo de descubrimiento `dt` y tiempo de finalización `ft`, estos tiempos se guardan en la estructura `TypeInfo` que se almacena en memoria estática para cada tipo. Luego recorremos las ramas del `case` en orden descendente de acuerdo a su tiempo de descubrimiento y comprobamos si el tipo de la expresión del `case` (obtenido mediante una operación `TYPEOF`) conforma con el tipo de dicha rama. Esto se traduce a la creación de un `CILConformsNode` el cual es procesado de la siguiente forma $T1 \text{ CONFORMS } T0 \text{ } T2 \iff dt(T2) \leq dt(T1) \leq ft(T2)$, dado que el `dt` y `ft` se almacenan en la memoria esta comprobación se realiza en $O(1)$, como se recorre en orden descendente de acuerdo al `dt` la primera rama que cumpla esta condición es el ancestro más cercano, dado que a lo sumo debemos recorrer todas las ramas del `case` esto es $O(n)$ donde n es la cantidad de ramas.