Filtros para Objetos¹

José de Oliveira Guimarães

Tese apresentada no Instituto de Física de São Carlos, da Universidade de São Paulo, para obtenção do título de Doutor em Física Aplicada, subárea Física Computacional.

Orientador: Prof. Dr. Paulo Cesar Masiero

**São Carlos
1996**

---

¹Esta tese recebeu suporte financeiro do CNPq, processo No. 200466-94.1

Guimarães, José de Oliveira

Filtros para Objetos/Guimarães, José de Oliveira
– São Carlos, 1996.

159 p.

Tese (Doutorado) – Instituto de Física de São Carlos, 1996.

Orientador: Prof. Dr. Paulo Cesar Masiero

1. Linguagens de Programação. 2. Engenharia de Programação.

I. Título

IFSC UNIVERSIDADE
DE SÃO PAULO
Instituto de Física de São Carlos

Av. Dr. Carlos Botelho, 1465
CEP 13560-250 - São Carlos - SP
Brasil

Fone (016) 272-6222

Fax (016) 272-2218

MEMBROS DA COMISSÃO JULGADORA DA TESE DE DOUTORADO DE JOSÉ DE OLIVEIRA GUIMARÃES APRESENTADA AO INSTITUTO DE FÍSICA DE SÃO CARLOS, UNIVERSIDADE DE SÃO PAULO, EM 22/04/1996.

COMISSÃO JULGADORA:

Prof. Dr. Paulo Cesar Masiero

Prof. Dr. Caetano Traina Junior

Prof. Dr. Sérgio de Mello Schneider

Prof. Dr. Rogério D.B.P. de Mello Filho

Prof. Dr. Claudio Kirner

C:\WINWORD\WLA\OFDEFD.DOC

DEDICATÓRIA

Esta tese é dedicada a meus pais, Belchior e Dalila.

AGRADECIMENTOS

Agradeço

- Aos meus orientadores, Paulo Cesar Masiero e Ralph Johnson, pelo suporte no desenvolvimento desta tese;
- Aos brasileiros que conheci em Urbana-Champaign, dentre eles, a Flávio, Rogério Gaúcho, Rogério Cearence, Georgios, Paulo, José, Miledi, Amir, Everton, Cangibrina. As intermináveis noites de truco em companhia destas pessoas tornaram a minha estada em Champaign muito agradável;
- Aos americanos que conheci em Urbana-Champaign. Em particular, a Joseph Yoder, Jason e sua mãe Becky, Judy Tolliver, Leanna, Michael, David, Tamara Livingston, Clara Castelo, Ian Chai, Thomas Overbye, Jo, Tim, Bonnie, Jeff Bong, John Martinez, Pat e Bob Felts. Todas estas pessoas me ajudaram imensamente a melhorar o meu Inglês, a entender a cultura americana e resolver problemas do dia a dia;
- Aos professores e funcionários do departamento de computação, que forneceram suporte para este trabalho. Em particular, agradeço ao professor Zorzo, que ministrou disciplinas que, de outra forma, seriam ministradas por mim;
- A meus pais, que compreenderam as visitas menos frequentes devido ao doutorado.

Sumário

1	Introdução	1
1.1	Problemas com Programação Orientada a Objetos	1
1.2	Algumas Definições Básicas	3
1.3	Filtros e <i>Shells</i>	4
1.4	Padrões de Apresentação e Organização da Tese	8
2	Visão de Classe	11
2.1	Introdução	11
2.2	Alguns Exemplos de Problemas	11
2.3	O Esboço de uma Solução	14
2.3.1	Solução com Herança	17
2.3.2	A Solução Geral	20
2.4	Definição de <i>Visão de Classe</i>	24
2.5	Uma Otimização da Substituição da Atribuição	34
2.5.1	Caso Simples	34
2.5.2	Caso Polimórfico	35
2.5.3	Caso Geral	35
2.6	Algumas Restrições no Uso de <i>Visão de Classe</i>	38
2.7	Solução dos Problemas	40
2.8	Implementação	44
2.9	Trabalhos Relacionados	45
3	Adaptadores	47
3.1	Introdução	47
3.2	Alguns Exemplos de Problemas	47
3.3	O Esboço de uma Solução	51
3.4	A Definição de <i>Adaptadores</i>	52
3.4.1	A Análise da Classe Adaptadora	52
3.4.2	Quando um Objeto Filtro Deve Ser Adicionado	55
3.4.3	Quando Filtros Redundantes são Removidos	57
3.4.4	Caso Geral	61
3.4.5	Restrições nas Definições de <i>Adaptadores</i>	63
3.4.6	Limites no Número de Objetos Filtro	64
3.5	Solução dos Problemas	65
3.6	Implementação	66
3.7	Trabalhos Relacionados	66

4	Extensão de Classe	68
4.1	Introdução	68
4.2	Alguns Exemplos de Problemas	68
4.3	A Definição de <i>Extensão de Classe</i>	70
4.4	Solução dos Problemas	73
4.5	Implementação	78
4.6	Trabalhos Relacionados	78
5	Shell Dinâmico	81
5.1	Introdução	81
5.2	O Problema	81
5.3	O Esboço de uma Solução	82
5.4	A Especificação de <i>Shell Dinâmico</i>	83
5.5	Prova da Correção Estática de Tipos	87
5.6	A Solução do Problema	88
5.7	Implementação	94
5.8	Trabalhos Relacionados	95
6	Extensão Dinâmica	97
6.1	Introdução	97
6.2	A Definição de <i>Extensão Dinâmica</i>	97
6.3	A Prova de Correção de Tipos	100
6.4	Implementação	101
6.5	Trabalhos Relacionados	102
7	Relacionamentos Entre <i>Shells</i>	104
8	Reflexão Computacional e as Construções <i>Shell</i>	107
8.1	Introdução	107
8.2	Modelos Reflexivos Existentes	107
8.3	Alguns Exemplos de Uso de Reflexão	109
8.4	Problemas com os Modelos Meta-classe e Meta Objeto	110
8.5	Discussão Sobre <i>Shells</i> e Reflexividade	110
9	Conclusão	113
9.1	Considerações Gerais	113
9.2	Contribuições desta Tese	115
9.3	Pesquisas Futuras	118
	Bibliografia	121
A	Um Modelo de Linguagem	127
A.1	Introdução	127
A.1.1	Características Básicas	127
A.1.2	Tipos, Mensagens e Polimorfismo	131
A.1.3	Representação de Classes	136
A.1.4	Outras Facilidades da Linguagem	137

A.3.1	Definição	140
A.3.2	Uma Extensão a Classes Parametrizadas	143
B	A Gramática da Linguagem	151
C	Glossário	154

Lista de Figuras

1.1	Objeto Q coberto por um <i>shell</i> com métodos r e s	5
1.2	Objeto Q coberto por <i>shell</i> com métodos m e p	5
1.3	Um <i>shell</i> <i>NewStore</i> para a classe <i>Store</i>	7
1.4	O filtro $\mathcal{F}$ e a variável a fazem referência ao objeto Q	8
2.1	Classes A e B onde B é subtipo de A	12
2.2	Referência a um filtro em tempo de execução	15
2.3	Um filtro para objetos de <i>Box</i>	16
2.4	Possíveis filtros para objetos <i>Box</i> em tempo de execução	17
2.5	O uso de filtros das superclasses	18
2.6	Uma hierarquia de classes	19
2.7	O uso de vários objetos filtro em seqüência	20
2.8	Algoritmo abstrato para encontrar os filtros para uma atribuição .	21
2.9	Sintaxe da definição de um filtro que pertence à <i>visão de classe</i> para classe B	22
2.10	Algoritmo para encontrar os filtros para objetos da classe B que são referenciados em Q	23
2.11	Algoritmo para criar classes normais usando as classes filtro . . .	24
2.12	Algoritmo para criar uma classe normal a partir de uma classe filtro	25
2.13	A classe <i>CreateClass</i> ($G \rightarrow \beta$)	25
2.14	Algoritmo que retorna a classe criada por <i>CreateClass</i> em tempo de compilação	26
2.15	Instruções que substituem a atribuição $v := \text{Exp}$	26
2.16	Algoritmo para descartar objetos filtro de um objeto	27
2.17	Algoritmo para criar objetos filtro para uma atribuição	28
2.18	Um objeto da classe <i>CreateClass</i> ($G_1 \rightarrow \beta_1$)	28
2.19	A seqüência de objetos filtro referenciados por v	29
2.20	Algoritmo para descobrir se uma atribuição precisa de objetos filtro	35
2.21	Algoritmo para descobrir a necessidade de objetos filtro na pre- sença de polimorfismo	36
2.22	Instruções que substituem a atribuição $v := \text{Exp}$	36
2.23	Algoritmo que substitui uma atribuição por instruções que irão colocar ou remover objetos filtro em tempo de execução	37
2.24	A divisão de um sistema em regiões para uma subclasse	39
2.25	Programa que usa as classes <i>StringE</i> e <i>StringR</i>	41
2.26	Classes filtro para classes <i>StringR</i> e <i>StringE</i>	42
2.27	Programa com testes inseridos pelo compilador	43

2.28	Filtros para a classe <code>Box</code>	44
3.1	Um filtro para transformar objetos <code>Pessoa</code> em objetos <code>Person</code> . .	48
3.2	Um <i>adaptador</i> para converter objetos do tipo <code>B</code> para objetos do tipo <code>A</code>	51
3.3	Algoritmo para criar uma classe normal a partir de uma classe adaptadora	52
3.4	Algoritmo para encontrar métodos a serem adicionados a uma classe adaptadora	53
3.5	Objeto $\mathcal{Q}$ coberto por filtros $h_1 \dots h_r$, que é chamado $\mathcal{P}$	55
3.6	Hierarquia de tipos com filtros para converter objetos do tipo T .	56
3.7	Algoritmo para encontrar o filtro mais específico para S	58
3.8	Ambiguidade na escolha do filtro para S	59
3.9	Algoritmo <code>ShellTypeSafe</code>	59
3.10	Alguns tipos e seus adaptadores	59
3.11	Seqüência de objetos filtro para um objeto do tipo U	60
3.12	Algoritmo que encontra o modo correto de converter $\mathcal{P}$ para o tipo T	62
3.13	Um ciclo de tipos equivalentes	65
3.14	Filtros para tipos <code>type(Pessoa)</code> e <code>type(Estudante)</code>	66
4.1	Sintaxe para uma <i>extensão de classe</i>	70
4.2	Representação da herança criada pela instanciação de uma extensão de classe	71
4.3	<i>Extensão de classe</i> para a classe <code>Car</code>	74
4.4	<i>Extensão de classe</i> <code>Eaddall</code> com método <code>addall</code>	75
4.5	<i>Extensão de classe</i> <code>Eunion</code> com método <code>union</code>	76
4.6	<i>Extensão de classe</i> <code>Eunion</code> para estruturas de dados que armazenam objetos de qualquer tipo	77
4.7	Classes mixins feitas com classes parametrizadas	79
5.1	Sintaxe para um <i>shell dinâmico</i>	82
5.2	<i>Shells</i> são colocados sobre <code>a1</code> e <code>a2</code>	83
5.3	Antes e depois de um objeto <i>shell</i> ser colocado sobre um objeto da classe <code>A</code>	84
5.4	Algoritmo para substituir “object” por “super(A)”	84
5.5	Algoritmo para colocar um <i>shell dinâmico</i> sobre o objeto <code>a</code>	85
5.6	Faça todas as variáveis que se referem a <code>obj(a)</code> referirem-se a <code>obj(tmp)</code>	86
5.7	Algoritmo para remover um objeto <i>shell</i> de um objeto	86
5.8	O comando <code>caseclass</code> usado conjuntamente com <code>remove</code>	86
5.9	A classe <code>Client</code>	88
5.10	Um <i>shell</i> para objetos da classe <code>Client</code>	89
5.11	Um exemplo de uso de <i>shell dinâmico</i>	91
5.12	Classes <code>Light</code> e <code>ControllLight</code>	92
5.13	Solução do problema parte-todo com <i>shell dinâmico</i>	93
5.14	Uma simulação de <i>shell dinâmico</i>	95

6.1	Antes e depois de uma extensão para a classe A ser criada dinamicamente	97
6.2	Sintaxe para <i>extensão dinâmica</i>	98
6.3	Algoritmo para colocar uma <i>extensão dinâmica</i> sobre uma classe .	99
6.4	Um objeto da classe B'_0	99
6.5	Antes e depois de um <i>shell</i> ser colocado em Q	100
6.6	Um erro em tempo de execução	101
7.1	Algoritmo para calcular todos os tipos relacionados a T	105
7.2	Uma hierarquia de <i>tipos</i>	105
A.1	Sintaxe para a declaração de uma classe	128
A.2	Sintaxe para a declaração de um método	128
A.3	Uma classe na linguagem usada nesta tese	129
A.4	Método que usa valor de retorno múltiplo	129
A.5	Exemplo de uso de variáveis	130
A.6	Herança de classes e referência a um objeto	130
A.7	A classe D herda A duas vezes	130
A.8	Uma classe para armazenar objetos inteiros	131
A.9	Representação de um objeto da classe B. A classe B herda de A . .	139
A.10	Algoritmo para procurar por um método para responder a uma mensagem	141
A.11	Classe String conforma com HasEqual	142
A.12	Sintaxe para uma classe parametrizada	143
A.13	Algoritmo para instanciar uma classe parametrizada A	144
A.14	Uma classe parametrizada que é um vetor de matrizes	145
A.15	Uma classe Matrix parametrizada com o tipo dos elementos da matriz	145
A.16	Classes INT e REAL que conformam com Number	146
A.17	Classes que conformam com Matrix[INT] e Matrix[REAL]	147
A.18	Algoritmo para emparelhar classes	149

RESUMO

Esta tese propõe cinco construções para linguagens orientadas a objetos. Algumas delas podem ser implementadas por meio de pré-processadores. Estas construções são: *visão de classe*, *adaptador*, *extensão de classe*, *shell dinâmico* e *extensão dinâmica*. Todas elas são baseadas no conceito de *filtro*, que é um objeto que intercepta as mensagens enviadas a um outro objeto. *Visão de classe* permite corrigir interpretações incorretas da semântica de uma classe no código de outras classes. Um filtro é usado para traduzir as mensagens para o significado correto. *Adaptadores* permitem mudar o tipo de um objeto através de um filtro e são usados para acoplar classes que, de outra forma, seriam incompatíveis quanto a tipos. *Extensão de classe* permite adicionar métodos e variáveis de instância a classes sem a necessidade de edição do código fonte destas. *Shell dinâmico* e *extensão dinâmica* possuem algumas das características de meta-objetos e meta-classes, respectivamente. Eles formam um *modelo reflexivo estaticamente tipado*. *Shell dinâmico* permite redirecionar todas as mensagens enviadas a um objeto e *extensão dinâmica* permite substituir métodos de uma classe em tempo de execução. Todas as construções são originais, podem ser adicionadas em uma linguagem estaticamente tipada sem danificar o sistema de tipos e resolvem alguns problemas descritos na literatura de orientação a objetos.

ABSTRACT

This thesis proposes five constructions for object-oriented languages. Some of them can be implemented using a preprocessor. These constructions are: *class view*, *adapter*, *class extension*, *dynamic shell*, and *dynamic extension*. All of them are based in the concept of *filter*, that is an object that intercepts the messages sent to another object. *Class view* allows to correct misinterpretations about the semantics of a class in code of other classes. A filter is used to translate the messages to the correct semantics. *Adapters* allow to change the type of an object through a filter and are used to glue type incompatible classes. *Class extension* allows to add methods and instance variables to classes without editing the source code of these classes. *Dynamic shell* and *dynamic extension* have some of the characteristics of metaobjects and meta-classes, respectively. They compose a *statically typed reflective model*. *Dynamic shell* allows to redirect all messages sent to an object and *dynamic extension* allows to replace methods of a class at run time. All constructs are original and can be added to a statically typed language. They solve some problems described in the object-oriented literature.

Capítulo 1

Introdução

1.1 Problemas com Programação Orientada a Objetos

Programação orientada a objetos possui três características principais: encapsulamento, herança e polimorfismo. Encapsulamento consiste no agrupamento de dados e de comportamento (métodos) em uma única abstração chamada classe. Herança permite criar uma subclasse mais específica que a superclasse. Se um programador precisar de uma classe similar, mas de algum modo diferente de uma classe existente, ele pode herdar uma classe e redefinir alguns métodos em uma subclasse. Então o código da superclasse é reusado na subclasse.

Os parâmetros de um procedimento polimórfico *P* podem pertencer a mais de um tipo. O código de *P* é reusado para cada tipo. Se não houver nenhum polimorfismo e se *P* precisasse ser invocado com parâmetros de várias classes, o programador deveria construir vários procedimentos similares a *P* como parâmetros pertencentes a cada uma destas classes.

Embora programação orientada a objetos tenha conseguido aumentar a produtividade dos programadores [1], há alguns problemas com este paradigma, citados a seguir.

- Hierarquias de herança extensas tornam impossível a utilização de linguagens orientadas a objeto sem boas ferramentas para desenvolvimento de *software*. Hierarquias extensas tornam difícil descobrir a quais mensagens um objeto de uma dada classe pode responder por causa dos métodos herdados das superclasses.
- Programas orientados a objeto fragmentam o código em métodos muito pequenos. Para compreender um método, o programador deve percorrer uma longa seqüência de chamadas a métodos, a qual é complicada por herança e ligação dinâmica [2].
- Taenzer et al. [3] descrevem o problema “Yoyo”, semelhante ao problema do item anterior. Segundo estes autores, a ligação dinâmica de métodos dificulta não só a elaboração de programas, como também o entendimento do código fonte. Uma mensagem enviada para `self` dentro de uma classe

pode causar uma busca por um método em uma subclasse da classe onde está o envio da mensagem; o algoritmo de busca por método procura por um método das subclasses para as superclasses. O programador confunde-se com estas ligações dinâmicas.¹

- Classes reusáveis são difíceis de serem projetadas [4] [5] [6]. Reuso não é obtido simplesmente porque usamos programação orientada a objetos. Classes reusáveis só são obtidas depois de um cuidadoso projeto e sucessivas reorganizações das hierarquias de classes.
- Herança múltipla introduz vários problemas, tais como violação de encapsulamento [7] [8] e duplicação de variáveis de instância em subclasses [9]. Ela também contribui para o aumento da complexidade do programa. Estas questões são discutidas no Apêndice A.
- Polimorfismo funciona somente se a interface do objeto que alguém pretenda utilizar for exatamente igual à interface requerida. É comum existir um tipo com funcionalidade idêntica à de um outro tipo, mas com uma interface diferente, provavelmente porque eles foram codificados por diferentes programadores.
- Objetos especiais de uma classe não são permitidos na maioria das linguagens orientadas a objeto, ou seja, objetos que possuam alguns métodos² diferentes dos métodos de sua classe. Objetos especiais podem ser implementados mudando-se a classe dos objetos em tempo de execução, que é um tipo de mudança não suportada pela maioria das linguagens orientadas a objeto atuais.
- Não se consegue adicionar código a uma hierarquia de classes sem editá-la, usualmente introduzindo erros no programa. Um trabalho recente de Ossher e Harrison [10] sugeriu “*extension*” como um mecanismo para adicionar código a classes existentes sem modificar o código fonte delas.
- Reflexão computacional é a habilidade de um programa examinar e modificar alguns aspectos de si mesmo em tempo de execução. Esta facilidade tem sido implementada principalmente em linguagens não tipadas, com algumas exceções, tais como Open C++ [11] e Oberon-2 [12]. Open C++, uma extensão a C++, e Oberon-2 possuem algumas deficiências no suporte à reflexividade porque esta facilidade não foi prevista no projeto inicial da linguagem. De fato, do nosso conhecimento nenhuma linguagem orientada a objetos estaticamente tipada foi projetada desde o início para suportar reflexividade.

---

¹Na terminologia usada em C++, são virtuais todos os métodos a que nos referimos nesta tese.

²Estamos nos referindo ao corpo do método diferente. A interface (assinatura) do método deve ser a mesma porque de outra forma haveria erros de tipo.

1.2 Algumas Definições Básicas

Nesta tese será usada uma linguagem com um sistema de tipos semelhante ao da linguagem POOL-I [13]. Embora esta linguagem seja descrita no Apêndice A, teceremos alguns comentários sobre as suas características fundamentais e sobre alguns conceitos de orientação a objetos.

Uma classe define um conjunto de variáveis de instância e métodos. A seção pública de uma classe, visível fora da classe, define apenas métodos. Assim, objetos da classe são manipulados apenas por meio de envio de mensagens (métodos) e nunca pelo acesso direto às suas variáveis de instância.

O tipo de uma classe é o conjunto de assinaturas de seus métodos. A assinatura de um método é o seu nome, tipo dos parâmetros e tipo do valor de retorno, se houver. Se uma classe *Store* definir os métodos

```
proc put( px : integer ); ...  
proc get() : integer; ...
```

(e apenas eles), o seu tipo será

```
{ put(integer), get() : integer }
```

Onde se espera um objeto de um tipo, pode-se passar objetos de um subtipo. Um tipo *S* será subtipo de um tipo *T* se *S* possuir pelo menos as assinaturas de métodos de *T*, isto é, $T \subset S$. Deste modo, o método

```
proc m( s : Store )
```

pode aceitar como parâmetros objetos de qualquer classe que possua os métodos `put(integer)` e `get():integer`.

Uma variável *s* declarada como do tipo *Store* é, na verdade, um ponteiro para objetos da classe *Store*. São ponteiros todas as variáveis cujos tipos são classes, como na maioria das linguagens orientadas a objeto.³ Por isso, dizemos que uma variável referencia um objeto, que é equivalente a dizer que uma variável “aponta para” um objeto.

Linguagens baseadas em delegação não possuem classes, possuem apenas objetos. Um objeto é declarado de maneira semelhante a uma classe nas linguagens convencionais. Objetos são criados a partir de cópia dos objetos existentes. Por exemplo,

```
object point  
  var x = 20, y = 45;  
  proc draw(); begin ... end  
  ... { outros metodos }  
endobject
```

poderia ser a declaração de um objeto *point*. As variáveis são declaradas sem a citação do seu tipo. Novos pontos são criados como

```
a:= point.copy(); { cria copia de point }
```

Herança é implementada através de variáveis de instância. Um objeto pode possuir uma variável especial que designa um outro objeto que desempenha o papel de sua superclasse. Assuma que esta variável se chame *super*. Quando

---

³Variáveis cujos tipos são um dos tipos básicos, como *integer* e *real*, não estão incluídas.

uma mensagem é enviada a um objeto, o sistema de tempo de execução procura pelo método correspondente entre os métodos do objeto. Se nenhum método for encontrado, a mensagem será enviada ao objeto referenciado por `super`. Dizemos que a mensagem é delegada ao objeto referenciado por `super`. Um método é executado em resposta a um envio de mensagem a um objeto. Este objeto pode ser referenciado dentro do método usando a palavra `self`. Quando uma mensagem é delegada a `super` e um método do objeto superclasse é executado, este pode enviar uma mensagem a `self`. Neste caso, `self` refere-se ao objeto inicial e não ao objeto referenciado por `super`.

Em

```
a.super := b;  
...  
a.super := c;
```

é atribuído ao objeto a duas superclasses, objetos `b` e `c`, em diferentes pontos do programa. Em linguagens com delegação, um objeto pode mudar a sua superclasse em tempo de execução, como neste exemplo.

O sistema de tempo de execução é composto por algoritmos presentes no código executável de um programa que não foram codificados pelos programadores. Dentre as funções do sistema de tempo de execução, podemos citar: alocar memória para variáveis locais de subrotinas, retirar da pilha os parâmetros reais de uma chamada de subrotina, fazer coleta de lixo e realizar a busca por um método quando uma mensagem é enviada.

A maior parte dos algoritmos descritos nesta tese são inseridos pelo compilador no código executável do programa. Assim, a maior parte dos algoritmos descritos fazem parte do sistema de tempo de execução. Por isto, as referências ao sistema de tempo de execução nesta tese referem-se aos algoritmos descritos no texto.

1.3 Filtros e *Shells*

Nesta tese são propostos filtros e *shells*⁴ como mecanismos de linguagem para tornar a programação orientada a objetos mais fácil de se estender, manter e reusar, resolvendo assim alguns dos problemas descritos na seção anterior. Cinco tipos de filtros são sugeridos. Alguns destes correspondem a técnicas comuns adotadas por programadores de linguagens orientadas a objeto.

Na definição de filtros/*shell* será utilizada uma linguagem com um sistema de tipos semelhante ao da linguagem POOL-I [13], descrita no Apêndice A. O objetivo desta tese não é definir uma nova linguagem orientada a objetos, mas sim propor várias construções relacionadas a classes, tipos e incompatibilidades entre elas. Portanto, a linguagem descrita no Apêndice A possui um conjunto mínimo necessário de características. Algumas delas (atribuição múltipla, procedimentos e comando `caseclass`) fazem parte da linguagem apenas para facilitar os exemplos dados na tese. Outras estão na linguagem (herança múltipla, variáveis globais, métodos e variáveis de classe) para torná-la tão completa quanto possível.

---

⁴Na impossibilidade de encontrar uma tradução adequada para *shell*, usaremos esta palavra em Inglês.

Figura 1.1: Objeto Q coberto por um *shell* com métodos r e s

Figura 1.2: Objeto Q coberto por *shell* com métodos m e p

A idéia principal desta tese é colocar um *shell* ao redor de um objeto, mudando o seu tipo e/ou comportamento. Um *shell* é uma camada de métodos e variáveis de instância. Qualquer mensagem enviada para um objeto com um *shell* é primeiramente interpretada pelo *shell*. Não existindo nenhum método correspondente à mensagem no *shell*, a mensagem é delegada ao objeto. Qualquer mensagem enviada a *self* dentro do objeto faz com que a busca pelo método apropriado comece no *shell*. Então, este mecanismo é semelhante a delegação. De fato, *shells* permitem que uma linguagem baseada em classes possua algumas facilidades de linguagens baseadas em delegação [14] [15] [16] [17] [18] sem perder sua correção estática de tipos.

Um *shell* pode redirecionar a mensagem enviada a ele para um método do objeto com outro nome, executar seu próprio código sem usar o objeto e executar seu próprio código chamando mais de um método do objeto. O *shell* interpreta o ambiente do mundo externo para que ele possa ser compreendido pelo objeto. Isto é ilustrado pela Figura 1.1 onde os nomes de mensagens r e s são transladados para m e n , respectivamente. O *shell* da Figura 1.2 responde às mensagens m e p e o objeto responde a m e n . Como as mensagens não entendidas pelo *shell* são delegadas para o objeto, o objeto *shell* da Figura 1.2 pode entender as mensagens m , n e p .

Shells resolvem incompatibilidades entre as semânticas de várias classes, alteram simultaneamente o comportamento de vários objetos, permitem polimorfismo apesar de incompatibilidades de tipo e resolvem alguns outros problemas relacionados com interfaces de classes (tipos). Todos os problemas solucionados por *shells* relacionam-se com incompatibilidades de tipos e semântica.

Esta idéia resulta em cinco construções e iremos assumir que elas serão parte da linguagem, embora algumas construções possam ser implementadas por meio de pré-processadores, não exigindo alterações na linguagem. De qualquer forma, as mesmas regras, restrições e algoritmos empregados nas construções de linguagem seriam usados pelos pré-processadores.

Quando um programador descobre ser necessário colocar um *shell* ao redor de um objeto, de um conjunto de objetos ou de todos os objetos de alguma classe, ele procura o *shell* apropriado à situação. De outro modo, ele deveria modificar o código, o que tende a introduzir erros no programa.

Nesta tese, assumimos que um *shell* possui uma referência ao objeto coberto por ele. Os métodos do *shell* podem enviar mensagens a este objeto através da palavra-chave `object`. Um envio de mensagem “`object.m(...)`”, em um método de um *shell*, ordena ao sistema de tempo de execução que faça uma busca pelo método `m` no objeto coberto pelo *shell*. Então, esta palavra-chave não pode ser usada em um método de uma classe normal. Ela também não pode ser usada como uma variável do lado esquerdo ou direito de uma atribuição, exceto em envios de mensagens.

Um *shell* rudimentar pode ser feito com classes, como mostrado na Figura 1.3. Um objeto da classe `Store`⁵ pode armazenar um objeto `integer`, o qual pode ser obtido e iniciado pelos métodos `get` e `put`. Um objeto da classe `NewStore` cobre um objeto de `Store` quando o método `setShellOf` é chamado:

```
...
a:= Store.new();
s:= NewStore.new();
s.setShellOf(a);   { s cobre a }
s.put(5);          { o metodo put de NewStore e´ executado }
...
```

O código acima cria um *shell* que é colocado ao redor do objeto referenciado por `a`. Depois o método `put` do *shell* (classe `NewStore`) é executado. Os métodos de `NewStore` podem manipular o objeto.

Não é exato dizer que um *shell* é colocado ao redor do objeto. De fato, a variável `a` continua a referir-se ao objeto sem o *shell*. O *shell* é percebido somente pela variável `s`. O que acontece é que um *filtro* é colocado entre a variável `s` e o objeto, como mostrado na Figura 1.4. Nesta figura, o círculo é o objeto de `Store` e o filtro, representado como um retângulo de bordas arredondadas, é composto pelos métodos de `NewStore`. Note que a variável `a` refere-se ao objeto, não ao filtro.

Embora o significado geral das palavras “*filtro*” e “*shell*” seja o mesmo, usaremos “*filtro*” se puder existir uma variável que refira-se diretamente ao objeto sem se referir a um objeto filtro, como a variável `a` da Figura 1.4. Será usado “*shell*” quando o oposto for verdadeiro, isto é, cada variável que necessite fazer referência ao objeto de fato faça referência ao objeto filtro que se refere ao objeto. Portanto, a única referência ao objeto está no filtro. Esta definição captura o significado intuitivo de “*shell*”: alguma coisa que cobre completamente outra.

---

⁵Esta tese foi redigida originalmente em Inglês devido ao estágio do autor na Universidade de Illinois at Urbana-Champaign. Decidimos manter os exemplos em Inglês para facilitar a atualização simultânea das versões da tese nas duas línguas. A versão em Inglês tem sido citada em artigos submetidos para publicação e ficará disponível em um diretório público na Universidade de Illinois, podendo ser obtida por FTP.

```

class Store
    { Uma classe para armazenar e recuperar numeros inteiros }
private:
    var x : integer;
public:
    proc put( px : integer );
        begin
            x:= px;
        end
    proc get() : integer;
        begin
            return x;
        end
endclass

class NewStore
    { Um shell para objetos Store }
private:
    var s : Store;
public:
    proc put( px : integer );
        begin
            if px >= 1 and px <= 12
            then
                s.put(px);
            endif
        end
    proc get() : integer;
        begin
            return s.get();
        end
    proc setShellOf( newS : Store );
        begin
            s:= newS;
        end
endclass

```

Figura 1.3: Um *shell* NewStore para a classe Store

Figura 1.4: O filtro $\mathcal{F}$ e a variável a fazem referência ao objeto Q

Uma classe que define um *shell* (ou filtro) será chamada de “*classe shell*” (“*classe filtro*”) ou, simplesmente, “*shell*” ou “*filtro*”. Um objeto de uma classe *shell* (ou classe filtro) é um objeto *shell* (objeto *filtro*). No exemplo da Figura 1.4, $\mathcal{F}$ é um objeto filtro e a classe `NewStore` é uma classe filtro.

No exemplo da Figura 1.3, a classe `NewStore` não pode ser considerada como subtipo da classe `Store` porque ela restringe o limite do parâmetro `px` do método `put`. Se um objeto de `NewStore` for usado onde se esperaria um objeto de `Store`, o código talvez tente usar `put` com um número inteiro 13, causando um comportamento errôneo.

É um erro do programador criar uma classe que é sintaticamente um subtipo de outra mas não é semanticamente um subtipo, como as classes `NewStore` e `Store`. Como será mostrado nesta tese, com *shells* isto pode não ser classificado como um erro.

O programador pode declarar variáveis de instância em um filtro/*shell*, mas elas devem ser usadas com cuidado. As variáveis de instância dos filtros não devem duplicar ou substituir os dados do objeto. Se isto ocorrer, os métodos do filtro/*shell* utilizarão as variáveis de instância do filtro/*shell* ao invés de enviar mensagens para o objeto. Portanto, os dados do objeto não serão atualizados pelas mensagens enviadas para o objeto. Então, se o objeto filtro/*shell* for removido (o que pode ocorrer em alguns tipos de *shells*), os dados do objeto podem estar inválidos e ser utilizados quando os métodos do objeto forem executados. Métodos e variáveis da seção `share`⁶ não são permitidos em algumas construções *shell* descritas nesta tese.

Esta tese provará que colocar um filtro em um objeto não introduz nenhum erro de tipos. O argumento usado é que um filtro possui um tipo que é subtipo do tipo do objeto ao qual ele fará referência. Um objeto filtro, digamos $\mathcal{F}$, e o objeto a que ele se refere, Q , podem ser considerados como um único objeto cujo tipo é $\text{type}(\mathcal{F}) \cup \text{type}(Q)$, que é $\text{type}(Q)$, pois $\text{type}(\mathcal{F}) \subset \text{type}(Q)$. Em consequência, fazer uma variável que se refere a um objeto Q referir-se a um objeto filtro é o mesmo que fazê-la referir-se a um outro objeto que possui o mesmo tipo que Q , o que naturalmente não introduz erros de tipos.

1.4 Padrões de Apresentação e Organização da Tese

Nesta tese serão usadas:

⁶Componentes compartilhados por todos os objetos de uma classe — veja Apêndice A.

- letras maiúsculas do início do alfabeto (A, B, C, D, E, F, G) para nomes de classes. Algumas vezes o nome de uma classe será usado como se ele fosse um tipo. Leia Apêndice A para detalhes;
- letras maiúsculas em itálico do fim do alfabeto (*T, U, V, W*) para nomes de tipos;
- as letras minúsculas *m, n* para nomes de métodos;
- as letras maiúsculas P e Q para nomes de procedimentos;
- letras minúsculas do início e do fim do alfabeto (*a, b, t, u, x*) para nomes de variáveis. O nome da classe ou tipo da variável consiste na letra maiúscula correspondente. Por exemplo, a variável *a* é uma variável da classe A;
- as letras minúsculas *k, m, n, p, q* para índices;
- as letras gregas $\alpha, \beta, \gamma, \delta$ para regiões do programa compostas por classes e procedimentos;
- letras caligráficas (*$\mathcal{P}, \mathcal{Q}$*) para nomes de objetos.

Esta tese é organizada como se segue. O capítulo 2 define *visão de classe*, que resolve o problema da interpretação incorreta da semântica de uma classe no código de outra classe. Por exemplo, *visão de classe* pode corrigir o código que usa uma classe *Box* como se ela usasse metros como unidade de medida quando, de fato, *Box* adota centímetros. Filtros são usados para corrigir a semântica dos objetos.

Adaptadores, propostos no Capítulo 3, facilitam o uso conjunto de classes incompatíveis com relação a tipos. Se um método exigir como parâmetro um objeto do tipo *T*, pode-se usar como parâmetro real um objeto cujo tipo não seja um subtipo de *T*, mas que possui a mesma funcionalidade de *T*. *Extensão de classe*, definida no Capítulo 4, permite colocar um *shell* ao redor de uma classe antes da compilação do programa. Esta construção pode mudar os métodos da classe sem a necessidade de sua edição. *Shell dinâmico*, definido no Capítulo 5, permite colocar e remover um *shell* ao redor de um único objeto em tempo de execução. O *shell* desempenha o papel de um meta-objeto [19] [20], podendo ser usado para implementar objetos especiais e algumas construções de linguagem.

O Capítulo 6 define *extensão dinâmica*, que permite colocar um *shell* ao redor de uma classe em tempo de execução. Ela possui algumas das características de meta-classes [21]. As restrições dos relacionamentos entre os *shells* são tratados no Capítulo 7.

O Capítulo 8 define e discute reflexão computacional, que consiste na habilidade de um programa representar e alterar alguns aspectos de si mesmo em tempo de execução. *Shells dinâmicos* e *extensões dinâmicas* possuem muitas características de outras construções reflexivas e podem ser adicionados em uma linguagem estaticamente tipada.

O Capítulo 9 apresenta a conclusão da tese e pesquisas futuras a serem realizadas com *shells*. O Apêndice A define uma pequena linguagem usada nesta

tese, juntamente com a representação de objetos e um algoritmo de busca por um método. Os dois últimos apêndices, B e C, descrevem a gramática da linguagem e um glossário de termos usados neste trabalho.

Ao final de cada um dos capítulos que descrevem cada construção *shell*, há uma seção de implementação e outra de trabalhos relacionados. Decidimos colocar estas seções nos capítulos que descrevem cada construção a fim de facilitar a leitura da tese. O leitor conhecerá as técnicas de implementação sugeridas e os trabalhos semelhantes logo após a descrição de cada construção, diminuindo a necessidade de reler as definições dos *shells*.

Todas as construções propostas nesta tese não introduzem erros de tipo na linguagem. Isto é provado após a definição de cada *shell* usando a representação de objetos definida na Seção A.2. A seção de implementação de cada um dos capítulos que descrevem os *shells* sugere uma implementação diferente daquela da Seção A.2. O objetivo desta seção é mostrar que *shells* podem ser implementados eficientemente.

Capítulo 2

Visão de Classe

2.1 Introdução

Uma *visão de classe* é um tipo de filtro usado quando diferentes clientes¹ de uma classe levantam diferentes hipóteses sobre a semântica da classe. Por exemplo, um cliente supõe que um método retorna um tamanho em centímetros, mas outro assume que o tamanho é medido em milímetros. Um programa pode ser dividido em regiões, onde o código de cada região faz o mesmo conjunto de suposições sobre a classe. O programador deve definir uma *visão de classe* para esta classe, que consiste em um conjunto de filtros, um para cada região.

Sempre que um objeto de uma classe for referenciado por uma variável em uma região, um filtro será colocado entre a variável e o objeto. Assim, a região passará a usar o objeto através do filtro que corrige a interpretação incorreta da classe naquela região. Quando a referência for passada de uma região a outra, o filtro será removido e outro, específico para a região para onde a referência for passada, será usado. Deste modo, os objetos são sempre usados corretamente no programa.

2.2 Alguns Exemplos de Problemas

Berlin [39] argumenta que o maior problema com reuso de *software* não é a qualidade dos subsistemas que compõem o sistema, mas sim as incompatibilidades entre os seus subsistemas. Ela menciona cinco áreas de conflito entre subsistemas. Uma delas é manipulação de erro. Haverá um conflito se dois subsistemas apontarem erros de maneiras diferentes. Por exemplo, um sistema poderia usar valor de retorno de função ou parâmetros para sinalizar erros, enquanto o outro adota sinalização de exceções. Se o primeiro utilizar o segundo, haverá situações em que uma exceção será sinalizada e não manipulada. Por exemplo, suponha que duas classes para manipulação de cadeias de caracteres, digamos `StringR` e `StringE`, feitas por diferentes programadores, possuam o método

```
proc dup() : ArrayChar
```

---

¹Clientes de uma classe são os procedimentos e outras classes que declaram variáveis e parâmetros desta classe.

```

class A
    { erros sao sinalizados em valores de retornos }
    ...
    proc m() : StringR;
        begin
            ...
            return StringR.new();
        end
endclass

class B
    { erros sao sinalizados por excecoes }
    ...
    proc m() : StringE;
        begin
            ...
            return StringE.new();
        end
endclass

```

Figura 2.1: Classes A e B onde B é subtipo de A

Este método retorna uma cópia, alocada dinamicamente, da cadeia de caracteres armazenada no objeto na forma de um vetor de caracteres. Ambas as classes trabalham juntas no mesmo programa, mas há uma incompatibilidade semântica entre elas relacionada com a manipulação do erro “Acabou a memória disponível para alocação dinâmica”. O método `dup` de `StringR` retorna `nil` neste caso e o método `dup` de `StringE` sinaliza uma exceção chamada `OutOfMemory`.

Devido ao fato de `StringE` e `StringR` possuírem o mesmo tipo, uma variável `s` do tipo `StringR` pode referir-se a objetos da classe `StringE` em tempo de execução. Se o programador utilizar a expressão “`s.dup()`” como se ela retornasse `nil` no caso de memória disponível insuficiente, haverá um problema semântico que não pode ser resolvido em tempo de compilação, pois não sabemos a classe do objeto a que `s` irá se referir em tempo de execução. De fato, `s` poderá se referir a um objeto de uma classe e então referir-se a um objeto de outra classe na próxima vez que a expressão “`s.dup()`” for avaliada. Não é possível dizer em tempo de compilação qual a classe dos objetos referenciados pela variável `s` em tempo de execução.

Usaremos as classes da Figura 2.1 para mostrar uma versão concreta deste exemplo abstrato. No código

```

var s : StringR;
    a : A;
    p : ArrayChar;
...

```

```

if i > 5
then
  a:= A.new();    { A assume erros em valor de retorno }
else { Ok, B eh subtipo de A }
  a:= B.new();    { B assume erros por excecoes }
endif
s:= a.m();
p:= s.dup();
if p == nil
then
  ...

```

o programador assumiu que “s.dup()” retornará nil se não houver memória disponível suficiente, pois o tipo de s é StringR. Entretanto, a s é associado um objeto retornado por a.m() e a variável a pode se referir a objetos que usam valores de retorno ou sinalizam uma exceção em erro. A classe real do objeto a qual a fará referência em tempo de execução será decidida pelo comando if. Em geral, é impossível dizer em tempo de compilação qual ramo (then or else) desta instrução será executado em tempo de execução. Então, se a memória disponível para alocação dinâmica do programa se esgotar, a expressão “s.dup()” poderá retornar nil ou sinalizar uma exceção. Como o código foi escrito considerando-se o primeiro caso, uma exceção pode ser sinalizada e não tratada.

Assumimos que o método m da classe A retorna um objeto da classe StringR (Figura 2.1). Entretanto, este método também pode retornar um objeto da classe StringE, pois estas classes possuem o mesmo tipo. O fato do tipo de s ser StringR não significa que o programador assumiu que dup retorna nil na falta de memória. Ele pode ter usado a documentação de StringE, visto que estas duas classes possuem o mesmo tipo e deveriam trabalhar juntas.

Outro exemplo de incompatibilidade é a interpretação errada da unidade de medida usada por uma classe. Por exemplo, suponha que exista uma classe Box contendo um método width que retorna o comprimento da caixa em centímetros. Um programador entendeu incorretamente o significado da classe Box e criou classes que a usam como se ela empregasse polegadas como unidade de medida. Um outro programador assumiu que Box usa milímetros. Todas estas classes foram combinadas para construir um sistema (programa). Não há nenhum erro de compilação, mas há um erro semântico: a classe Box é interpretada de três modos diferentes. Ela é usada como se ela fornecesse medidas em centímetros, polegadas e milímetros. Os objetos que assumem cada unidade de medida são misturados em tempo de execução. O código que assume que o método width retorna um valor em centímetros pode receber objetos do código que assume polegadas como a unidade de medida deste método. Como é impossível, em tempo de compilação, prever a semântica correta do objeto ao qual uma certa variável fará referência em tempo de execução, não se pode dizer se uma certa variável referir-se-á a objeto de uma semântica específica (por exemplo, polegadas) na execução do programa. Uma variável do tipo Box pode referir-se a um objeto que usa polegadas durante algum tempo e depois referir-se a um objeto que usa centímetros.

Ambos os problemas descritos anteriormente possuem as mesmas características, relacionando objetos em tempo de execução e semântica: objetos são referenciados por várias partes do código e são incorretamente interpretados. Cada um deles pode ser entendido incorretamente de mais de um modo (centímetro por polegada, polegada por milímetro, etc), várias vezes durante a sua existência, no mesmo pedaço de código ou em várias partes do sistema.

No primeiro problema podem ocorrer erros semânticos no uso de objetos de duas classes, `StringR` e `StringE`. No segundo, os erros podem ocorrer somente com objetos de `Box`. A solução destes problemas através de *visão de classe* (a construção descrita neste capítulo) é apresentada na Seção 2.7. Para cada classe interpretada incorretamente, uma *visão de classe* é construída. Assim, são construídas duas visões para o primeiro problema e uma para o segundo.

2.3 O Esboço de uma Solução

Nesta seção pretende-se definir com mais detalhes o problema exposto na seção anterior. Primeiramente, será assumido que todos os métodos de uma certa classe `C` usam outra classe (como a classe `Box`) com a mesma semântica; isto é, se um método de `C` assumir que `Box` usa polegadas como unidade de medida, então todos os métodos de `C` admitirão esta mesma hipótese. Então, não é permitido a um método de `C` considerar que o método `width` da classe `Box` retorna um valor em polegadas e a outro método de `C` considerar que `width` retorna um valor em centímetros.

Uma *região* é definida como um conjunto de classes e procedimentos² que assume a mesma semântica para uma dada classe, como `Box`. Assim, o sistema³ é dividido em regiões, cada uma interpretando `Box` de seu próprio modo. Todo o código de uma região possui a mesma visão de `Box` e quaisquer duas regiões possuem diferentes interpretações desta classe. O sistema compila sem erros, embora ocorra uma interpretação semântica incorreta. Este erro semântico foi descoberto depois que o sistema estava pronto ou em seus últimos estágios. Então não é compensador programar todo o sistema novamente.

Naturalmente, a divisão do sistema em regiões é realizada para cada classe interpretada incorretamente. Portanto, a divisão para uma classe pode ser (e provavelmente é) diferente da divisão para outra classe. Isto pode ocorrer mesmo entre uma superclasse e suas subclasses, embora com algumas restrições, descritas no final deste capítulo.

O problema originado pela interpretação semântica incorreta pode ser resolvido usando-se filtros para converter um objeto de uma determinada semântica para outra. Os parágrafos seguintes assumem que os filtros são colocados automaticamente pelo compilador e sistema de tempo de execução. Isto será explicado melhor nas seções seguintes.

---

²Procedimento são rotinas fora de classes. São o equivalente a funções da linguagem C ou procedimentos/funções de Pascal.

³Sistema é o programa correntemente em uso, consistindo em uma coleção de classes e procedimentos.

Figura 2.2: Referência a um filtro em tempo de execução

A Figura 2.2 mostra duas regiões, α e β_1 , onde β_1 assume que a classe **Box** usa polegadas como unidade de medida. O código de β_1 possui uma instrução que faz uma variável referir-se a um objeto **Box**. O sistema de tempo de execução detecta que o código de β_1 interpretaria incorretamente este objeto e coloca um objeto filtro entre a variável e o objeto de **Box**.⁴ O filtro é definido pelo programador e similar ao filtro **FilterBoxToInch** da Figura 2.3. O objeto filtro é representado na Figura 2.2 como um pequeno retângulo vertical com bordas arredondadas e um círculo dentro de uma classe significa um objeto desta classe. As flechas representam referências entre objetos e objetos filtro. Então, há uma variável da região β_1 referindo-se ao objeto filtro, que por sua vez refere-se ao objeto pertencente à classe **Box** da região α . Lembre-se de que a referência do objeto pelo objeto filtro implica que uma mensagem enviada ao objeto filtro será delegada ao objeto se o objeto filtro não possuir o método correspondente.

A situação geral de referências para objetos é mostrada na Figura 2.4. Há filtros 1 e 2 para interpretar objetos de **Box** como se eles usassem polegadas (β_1) e milímetros (β_2), respectivamente.

Vamos examinar um exemplo usando a Figura 2.4. A atribuição

`a := P();`

está na região β_1 e **P** é um procedimento que retorna um objeto de **Box** em tempo de execução. Não importa a qual região **P** pertença. O sistema de tempo de

⁴O programador informa, ao definir as classes filtro, quais as regiões do código que interpretam incorretamente uma classe.


```

class Box
    ...
    proc width() : real;
    ...
endclass

class FilterBoxToInch
    private:
        var box : Box;
    public:
        ...
        proc width() : real;
        begin
            return box.width()/2.54;
        end
        proc setFilterOf( x : Box );
        begin
            box:= x;
        end
endclass

```

Figura 2.3: Um filtro para objetos de Box

Figura 2.4: Possíveis filtros para objetos Box em tempo de execução

execução faz a referir-se ao objeto filtro 1 e este filtro refere-se ao objeto retornado por P. Qualquer mensagem enviada através de *a* será redirecionada para o objeto filtro 1. Se ele não possuir o método apropriado, ele delegará a mensagem para o objeto de Box.

P pode retornar um objeto de qualquer classe, digamos A, com o mesmo tipo que Box. A classe A poderia não ser interpretada incorretamente neste sistema. Então, se P retornar um objeto da classe A, nenhum filtro será necessário.

Como P é um procedimento, o compilador sabe a que região ele pertence. Isto não é verdade quando uma expressão *b.m()* é atribuída a *a*. A razão é que não se pode dizer, em tempo de compilação, a classe do objeto que *b* referir-se-á em tempo de execução. Portanto, não se pode dizer a região que o método *m* pertencerá em tempo de execução. Contudo, isto não é um problema. O filtro a ser usado na atribuição (se algum for necessário) depende somente da região onde a atribuição está e se a expressão retornar um objeto da classe Box ou não.

O lado direito de uma atribuição sempre resulta em uma referência para um objeto, mesmo se a expressão resultante for uma sequência de filtros que referem-se a um objeto. A sequência de objetos filtro é descartada.

2.3.1 Solução com Herança

Suponha que uma classe Window herde de Box e nenhuma *visão de classe* para Window tenha sido definida. Então, esta classe usará os filtros de sua superclasse. Isto faz sentido porque, se Box foi interpretada incorretamente em uma região,

Figura 2.5: O uso de filtros das superclasses

assim o foram suas subclasses, pois estas devem seguir a sua semântica.

Naturalmente, se a classe **Window** definir métodos não herdados de **Box** que foram interpretados incorretamente em outras regiões, o programador deverá definir filtros especificamente para esta classe.

No exemplo acima, não há nenhum filtro para a subclasse e ela herda de apenas uma superclasse. Uma situação diferente será examinada agora, onde não há filtros para a subclasse, mas ela herda de duas ou mais superclasses que possuem filtros.

Suponha que a classe **Window** herde das classes **Box** e **Text** e:

- não haja nenhum filtro para a classe **Window**;
- a classe filtro 1 seja usada se uma variável de um procedimento/classe **Q** referir-se a um objeto da classe **Box**. Por “usado” queremos dizer que, quando uma variável *v* de **Q** for referir-se a um objeto da classe **Box**, o sistema de tempo de execução criará um objeto filtro da classe filtro 1, fará *v* referir-se ao objeto filtro e fará o objeto filtro referir-se ao objeto da classe **Box**;
- a classe filtro 2 seja usada se uma variável do procedimento **Q** referir-se a um objeto da classe **Text**.

Em uma atribuição

```
win := P()
```

dentro de **Q**, suponha que **P** retorne um objeto da classe **Window**. Considerando que um objeto de **Window** é também um objeto de **Box** (porque **Window** herda de **Box**), a classe filtro 1 deve ser usada nessa atribuição. Do mesmo modo, um

Figura 2.6: Uma hierarquia de classes

objeto `Window` é também um objeto `Text` e a classe filtro 2 deve também ser usada. O sistema de tempo de execução gerencia estes dois requerimentos

- criando dois objetos filtros das classes filtro 1 e 2;
- fazendo um objeto filtro referir-se ao outro, criando então uma sequência de dois objetos filtro. Será visto adiante que não importa qual filtro seja colocado primeiro na sequência porque eles não possuem métodos em comum;
- fazendo a variável `win` referir-se ao primeiro objeto filtro da sequência e o último referir-se ao objeto da classe `Window`.

Esta situação é mostrada na Figura 2.5, na qual `text` e `box` são variáveis dos tipos `Text` e `Box`, respectivamente. Em uma Figura, um círculo dentro de uma classe representa um objeto desta classe.

Observe que os parágrafos acima assumiram que a atribuição `win := P()` está em um procedimento ou classe ao invés de uma região. Isto ocorre porque as superclasses `Box` and `Text` podem dividir o sistema em conjuntos diferentes e pode não existir uma região comum entre eles. Então, foi empregado um pedaço de código (procedimento/classe) indivisível, sendo impossível que parte dele pertença a uma região e outra parte pertença a uma outra região.

Se `Q` fosse uma região, `Box` poderia ser interpretado em `Q` de mais de um modo e não saberíamos qual filtro usar na atribuição. Por este motivo, foi usado uma parte indivisível para descobrir quais filtros usar.

O exemplo que acabamos de examinar pode ser estendido para um mais complexo, no qual uma classe `WinProgram`, que não possui classes filtro, herda direta ou indiretamente de várias superclasses que possuem filtros. Considerando que um objeto da classe `WinProgram` seja também um objeto de cada uma das superclasses de `WinProgram`, os filtros das superclasses devem ser usados com objetos de `WinProgram`.

Admita que exista uma atribuição

`winprg := P()`

em um procedimento `Q` e que a hierarquia da classe `WinProgram` é aquela mostrada

FSC. 1100 8519 100 DE BIBLIOTECA E

Figura 2.7: O uso de vários objetos filtro em sequência

na Figura 2.6. As classes filtro 1, 2 e 3 deveriam ser usadas se uma variável de *Q* se referisse a objetos de *Box*, *Text* e *Process*, respectivamente.

Se *P* retornar um objeto de *WinProgram*, o sistema de tempo de execução procurará filtros nas superclasses *Window* e *Process* de *WinProgram*, pois *WinProgram* não possui nenhuma classe filtro. A classe *Window*, por sua vez, não possui classes filtro e isto faz com que o sistema de tempo de execução procure por filtros nas superclasses *Box* e *Text* de *Window*. Os filtros usados são os de *Box*, *Text* e *Process*. Isto é, se uma variável de *Q*, digamos *winprg*, irá se referir a um objeto de *WinProgram*, o sistema de tempo de execução usará os filtros que seriam usados se as variáveis de *Q* se referissem a objetos de classes *Box*, *Text* e *Process*.

Considerando que 1, 2 e 3 são as classes filtro que seriam usadas se objetos de *Box*, *Text* e *Process* fossem referenciados em *Q*, o sistema de tempo de execução fará *winprg* referir-se a uma sequência de objetos filtro das classes filtro 1, 2 e 3 e fará o último objeto filtro referir-se ao objeto de *WinProgram* retornado por *P*. Uma representação desta situação é mostrada na Figura 2.7.

Suponha que *Q* interprete incorretamente somente as classes *Box* e *Text*. Então, a classe filtro 3 de *Process* não será usada quando *winprg* referir-se a um objecto de *WinProgram* dentro de *Q*.

Em geral, cada procedimento/classe interpreta classes *Box*, *Text* e *Process* de seu próprio modo, o que significa que uma variável do tipo *WinProgram* pode referir-se a uma sequência de zero, um, dois ou três objetos filtro das classes filtro 1, 2 e 3 em um total de

$$\sum_{i=0}^3 \binom{3}{i} = 8$$

combinações possíveis.

2.3.2 A Solução Geral

O raciocínio empregado para estes exemplos pode ser generalizado em um algoritmo para encontrar todos os filtros que devem ser usados quando uma variável de um procedimento/classe *Q* referir-se a um objeto da classe *B*. Este algoritmo é mostrado na Figura 2.8 e será reescrito em uma forma mais concreta adiante.

Uma *visão de classe* para uma *classe* é um conjunto de filtros que permitem que objetos desta classe sejam interpretados corretamente em todas as regiões

```

Algoritmo FindFilters(Q, B)
    { Encontre e retorne o conjunto de classes filtro que devem ser
      usadas quando uma variável do procedimento/classe Q
      referir-se um objeto da classe B. }

if existem filtros para a classe B
then
    if existe uma classe B  $\rightarrow \beta$  definida pelo programador
      tal que Q está na região  $\beta$ . Isto significa que
      Q está em uma região que interpreta B de um modo
      diferente de sua semântica original
    then
        return o conjunto unitário composto pelo filtro usado quando
          uma variável de Q refere-se a um objeto da classe B.
    else
        { Q interpreta B usando a semântica correta. Nenhum filtro
          é necessário. }
        return {}
    endif
else
    { Como não há classes filtro para B, use as classes filtro
      das superclasses }
    Sejam  $A_1, A_2, \dots, A_p$  as superclasses diretas de B.
    if  $p = 0$ 
    then
        return {}
    else
        return
            FindFilters(Q,  $A_1$ )  $\cup$  FindFilters(Q,  $A_2$ )  $\cup \dots$ 
            FindFilters(Q,  $A_p$ )
    endif
endif
endif

```

Figura 2.8: Algoritmo abstrato para encontrar os filtros para uma atribuição

```

class B -> (E1, ... En)
  private:
    { métodos e variáveis de instância }
  public:
    { métodos }
endclass

```

Figura 2.9: Sintaxe da definição de um filtro que pertence à *visão de classe* para classe B

do programa. O problema que esta facilidade soluciona é o da interpretação da semântica de uma classe de várias maneiras incorretas no código do sistema. Isto é, o sistema está pronto (ou quase pronto) e compilando sem erros, embora, em algumas regiões do código, uma certa classe tenha sido usada com o significado errado. A mesma interpretação incorreta aconteceu em outras regiões do sistema e então regiões diferentes interpretam a classe de diferentes maneiras.

Para se corrigir o sistema, o programador deve construir uma *visão de classe* para a classe, que consiste de uma classe filtro para cada região que interpretou incorretamente a classe. A sintaxe para a definição de uma classe filtro é mostrada na Figura 2.9 e será representada como

- (NomeDaClasse, Regiao, VariaveisDeInstancia, Metodos)
onde NomeDaClasse é o nome da classe interpretada incorretamente no conjunto Regiao de procedimentos/classes. VariaveisDeInstancia e Metodos possuem o mesmo significado que na representação de classes normais definida no Apêndice A;
- ou como $B \rightarrow (E_1, \dots E_n)$
onde E_i representa uma classe ou procedimento. Será usado $B \rightarrow \beta$ como abreviação, onde β é a região $\{E_1, \dots E_n\}$.

Deve existir um filtro $B \rightarrow \beta$ para cada região β que interpreta incorretamente a classe B. O conjunto de filtros será chamado de “a *visão de classe* para B”. Como é especificado no Apêndice A, estes filtros são colocados no arquivo *shell*⁵ e não no arquivo do programa.

Cada filtro para B pode definir um subconjunto dos métodos de $\text{type}(B)$. Isto é, $\text{type}(B \rightarrow \beta) \subset \text{type}(B)$. Dois filtros para uma classe podem definir diferentes métodos entre si. Esta característica permite que uma região interprete incorretamente um método de B, enquanto que outra região interpreta este método corretamente.

Suponha que uma variável de um procedimento Q (ou uma variável de um método da classe Q) referir-se-á a um objeto da classe B em tempo de execução e queremos saber quais são as classes dos objetos filtro às quais a variável deve referir-se.

⁵ As definições de “arquivo *shell*” e “arquivo do programa” também são dadas no Apêndice A.

```

Algoritmo FindFilters(Q, B)
{ Encontre e retorne o conjunto de filtros a serem usados quando
  uma variável de um procedimento/classe Q refere-se a
  um objeto da classe B }
if B tem pelo menos um filtro
then
  return { B ->  $\beta$  |  $Q \in \beta$  }
else
  { B não possui filtros. Use os das superclasses }
  return  $\bigcup_{A \text{ é uma superclasse direta de B}} \text{FindFilters}(Q, A)$ 
endif

```

Figura 2.10: Algoritmo para encontrar os filtros para objetos da classe B que são referenciados em Q

Para isto é usado o algoritmo FindFilters da Figura 2.10, que é o algoritmo da Figura 2.8 sob uma forma mais concreta. O sistema de tempo de execução cria um objeto filtro para cada classe filtro retornada por este algoritmo e os organiza em seqüência, cada um referenciando o próximo. A variável referir-se-á ao primeiro objeto filtro e o último filtro referir-se-á ao objeto, como mostrado na Figura 2.7. Isto será melhor definido mais tarde. Agora explicaremos como este algoritmo funciona.

Se houver filtros para classe B e algum for necessário, o filtro empregado será escolhido entre estes. Isto é, se existir um filtro $B \rightarrow \beta$ no qual $Q \in \beta$, o procedimento Q interpreta incorretamente a classe B e portanto este filtro será usado. Se houver filtros para B, mas Q não pertencer ao conjunto β de nenhum deles ($Q \notin \beta$), então Q usa a classe B corretamente e nenhum filtro será necessário. Portanto, o algoritmo retornará o conjunto vazio.

Se não houver nenhum filtro para a classe B, o algoritmo chama a si mesmo recursivamente para cada superclasse direta de B, se estas existem. Todos os filtros coletados pelas chamadas recursivas são agrupados e retornados pelo algoritmo. Isto faz sentido por duas razões. Primeiro, as chamadas recursivas retornam os filtros que seriam usados se os objetos das superclasses fossem referenciados em Q. Segundo, se uma superclasse necessitar de filtros, ela foi interpretada incorretamente em Q e, se isto aconteceu, a classe B também foi interpretada incorretamente, pois uma subclasse deve seguir a semântica de cada uma de suas superclasses. Então, os filtros das superclasses devem ser usados com os objetos das subclasses.

Uma classe filtro $X \rightarrow \beta$ pode definir um subconjunto dos métodos da classe X. Assim, os filtros para as superclasses de uma classe não possuem métodos em comum. Se isso ocorresse, também haveriam métodos em comum entre as superclasses, o que é proibido pela linguagem — veja Apêndice A. Portanto, a combinação dos filtros retornados pelo algoritmo FindFilters não resulta em

Algoritmo CreateAllClasses()

{ Este algoritmo cria classes para cada classe filtro do arquivo *shell* usando o algoritmo CreateClass. As classes criadas são colocadas no conjunto AllFilters que será utilizado em tempo de execução. }

AllFilters:= {}

For each classe filtro $G \rightarrow \beta$ do arquivo *shell* do

AllFilters:= AllFilters $\cup$

{($G \rightarrow \beta$, CreateClass($G \rightarrow \beta$))}

Figura 2.11: Algoritmo para criar classes normais usando as classes filtro

colisão de métodos, o que significa que os objetos filtro podem ser agrupados em sequência, cada um referindo-se ao próximo, em qualquer ordem.

2.4 Definição de *Visão de Classe*

Visão de classe será definida usando a representação de objetos da seção A.2.

Assumimos que:

- todas as classes filtro estão no arquivo *shell*;
- o algoritmo CreateAllClasses da Figura 2.11 é executado antes que o arquivo do programa seja realmente compilado. CreateAllClasses chama CreateClass da Figura 2.12, que usa somente os tipos das classes definidas no arquivo de programa. Os tipos das classes podem ser conhecidos antes da compilação de acordo com a suposição A.1 do Apêndice A.

O algoritmo CreateAllClasses chama CreateClass para cada classe filtro do arquivo *shell* e insere o par

(classe filtro, CreateClass(classe filtro))

no conjunto AllFilters. CreateClass cria classes normais X a partir de uma classe filtro $G \rightarrow \beta$ copiando o corpo da classe filtro e trocando o símbolo "object" por "super(G)". A classe X herda de G . Para entender melhor esta função, a Figura 2.13 mostra a classe retornada por CreateClass($G \rightarrow \beta$).

Uma classe filtro $G \rightarrow \beta$ será considerada correta se a classe $X = \text{CreateClass}(G \rightarrow \beta)$ for correta e $\text{type}(X) = \text{type}(G)$. A classe retornada por CreateClass é uma classe normal e pode ser compilada usando a definição da linguagem sem shells. $G \rightarrow \beta$ pode chamar métodos de G pelo envio de mensagens para "object", que são transformadas em chamadas para os métodos da superclasse, que é G . Então temos a seguinte proposição:

Proposição 2.1 $\text{type}(G \rightarrow \beta)$ é um subconjunto de $\text{type}(G)$, onde $\text{type}(G \rightarrow \beta)$ é o tipo da classe filtro $G \rightarrow \beta$.

Algoritmo CreateClass($G \rightarrow \beta$)

{ Este algoritmo retorna uma classe que possui o corpo da classe filtro $G \rightarrow \beta$ e herda G . O símbolo “object” na classe é trocado por “super(G)”. }

Seja $G \rightarrow \beta$ representado como (G, β, IVs, Ms) de acordo com a representação de classes filtro.

Seja X a classe normal $(Xname, \{G\}, IVs, Ms', \{\}, \{\})$ na qual o nome $Xname$ é um nome permitido pelo compilador mas não na linguagem e ele é diferente de qualquer outro nome de identificador no programa.

Ms' é calculado como se segue:

$Ms' := \{\}$

For each método $(Sign, Text, Status) \in Ms$ do

$Text' := Text$

    Troque cada símbolo “object” em $Text'$ por “super(G)”.

    Veja a definição de “símbolo” no Apêndice C

$Ms' := Ms' \cup \{ (Sign, Text', Status) \}$

return X

Figura 2.12: Algoritmo para criar uma classe normal a partir de uma classe filtro

```
class Xname inherits G
```

```
  { corpo de  $G \rightarrow \beta$  com “object” trocado por “super( $G$ )” }  
endclass
```

Figura 2.13: A classe CreateClass($G \rightarrow \beta$)

```

Algoritmo GetClass( $G \rightarrow \beta$ )
{ Este algoritmo retorna em tempo de execução a classe normal
  correspondente a  $G \rightarrow \beta$  que foi criada em tempo
  de compilação por CreateClass }

return X onde  $(G \rightarrow \beta, X) \in \text{AllFilters}$ .

```

Figura 2.14: Algoritmo que retorna a classe criada por CreateClass em tempo de compilação

```

tmp@var := DiscardFilters(Exp);
B := RTclass(tmp@var);
v := PutFilters( FindFilters(Q, B), tmp@var )

```

Figura 2.15: Instruções que substituem a atribuição $v := \text{Exp}$

Prova: Admita que X seja $\text{CreateClass}(G \rightarrow \beta)$. Então, $\text{type}(X) = \text{type}(G \rightarrow \beta) \cup \text{type}(G)$ pela definição de CreateClass . A classe X somente será considerada correta pelo compilador se $\text{type}(X) = \text{type}(G)$. Portanto, $\text{type}(G \rightarrow \beta) \subset \text{type}(G)$ porque, de outra forma, $\text{type}(X)$ seria diferente de $\text{type}(G)$. $\square$

O conjunto AllFilters é usado em tempo de execução na chamada do algoritmo $\text{GetClass}(G \rightarrow \beta)$ para recuperar a classe criada por CreateClass correspondente à classe filtro $G \rightarrow \beta$. O algoritmo GetClass é mostrado na Figura 2.14.

Como filtros de *visão de classe* são usados em atribuições, uma atribuição $v := \text{Exp}$ é definida como os comandos mostrados na Figura 2.15. As variáveis tmp@var e B são temporárias, Q é a classe/procedimento onde esta atribuição está e RTclass , que significa “run-time class”, é uma função que retorna a classe do objeto a que seu parâmetro real refere-se. DiscardFilters é definido na Figura 2.16 e explicado adiante. Por enquanto, assuma que ele seja a função identidade.

O algoritmo PutFilters é definido na Figura 2.17 e usa a função GetClass definida na Figura 2.14. O algoritmo PutFilters cria um objeto filtro para cada classe filtro do conjunto δ retornado por $\text{FindFilters}(Q, B)$ (primeiro parâmetro de PutFilters) e faz cada objeto filtro referir-se ao próximo filtro. O último objeto filtro refere-se a Q . Então PutFilters retorna uma referência para o primeiro objeto filtro desta sequência de objetos.

De acordo com a representação de objetos dada na Seção A.2, um objeto de uma classe B que herda de uma classe A é composto por um subobjeto da classe B que aponta, através da variável $\text{super}(A)$, para um objeto da classe A . Usando esta representação, um objeto da classe $\text{CreateClass}(G_i \rightarrow \beta_i)$ é composto por um subobjeto que possui os métodos definidos na classe $G_i \rightarrow \beta_i$ e por um objeto da classe G_i . A variável de instância $\text{super}(G_i)$ do primeiro subobjeto refere-se

```

Algoritmo DiscardFilters( $\mathcal{P}$ )
  {  $\mathcal{P}$  é uma seqüência de  $n$  objetos filtro ( $n \geq 0$ ) que se referem
    a um objeto  $Q$ . Este algoritmo retorna  $Q$ , descartando
    os objetos filtro }

  { Este comando if usa o fato de que nomes de classes filtro não
    são nome permitidos na linguagem, embora eles sejam aceitos
    pelo compilador }

  if o nome da classe do objeto  $\mathcal{P}$  é um nome
    permitido na linguagem
  then
    { o objeto  $Q$  foi encontrado }
    return  $\mathcal{P}$ 
  else
    Seja  $G \rightarrow \beta$  a classe filtro do primeiro objeto filtro de  $\mathcal{P}$ .
    { Então este objeto filtro possui uma variável de instância
      super( $G$ ), que é um ponteiro para o próximo objeto
      filtro ou para um objeto. Esta variável foi inicializada por
      PutFilters, pois todos os objetos filtro são criados por
      este algoritmo. }
    return DiscardFilters( $\mathcal{P}$ .super( $G$ ))
  endif

```

Figura 2.16: Algoritmo para descartar objetos filtro de um objeto

Algoritmo PutFilters(δ , Q)

{ Uma variável irá se referir ao objeto Q e a classe de Q é incorretamente interpretada na região onde está a atribuição para esta variável. A interpretação incorreta da classe de Q é corrigida pelas classes filtro do conjunto δ . Este algoritmo cria e retorna uma seqüência de objetos filtro, cada um pertencendo a uma classe filtro de δ , de tal modo que cada objeto filtro refere-se ao próximo na seqüência. O último objeto filtro refere-se a Q . }

{ As funções head e tail tratam δ como uma lista e retornam o primeiro elemento de δ e o resto da lista sem o primeiro elemento, respectivamente }

if $\delta = \{\}$

then

return Q

else

Seja head(δ) igual a $G \rightarrow \beta$.

$x := \text{GetClass}(G \rightarrow \beta).\text{new}()$

{ Pela definição de GetClass e CreateClass, GetClass($G \rightarrow \beta$) herda de G (e somente de G) e, portanto, o objeto a que x refere-se possui uma variável de instância super(G). }

$x.\text{super}(G) := \text{PutFilters}(\text{tail}(\delta), Q)$

return x

endif

Figura 2.17: Algoritmo para criar objetos filtro para uma atribuição

Figura 2.18: Um objeto da classe CreateClass($G_1 \rightarrow \beta_1$)

Figura 2.19: A sequência de objetos filtro referenciados por v

ao segundo — veja Figura 2.18.

Se $\delta = \{G_i \rightarrow \beta_i \mid 1 \leq i \leq n\}$, $\text{PutFilters}(\delta, Q)$ retornará uma sequência de objetos filtro das classes $\text{GetClass}(G_i \rightarrow \beta_i)$, $1 \leq i \leq n$, nos quais o objeto da classe G_i foi descartado de cada objeto filtro da classe $\text{GetClass}(G_i \rightarrow \beta_i)$. O objeto da classe G_i é descartado quando é atribuída à variável de instância $\text{super}(G_i)$ do objeto filtro a sequência de objetos filtro retornada pela chamada recursiva a PutFilters

$x.\text{super}(G) := \text{PutFilters}(\text{tail}(\delta), Q)$

A sequência de objetos filtro retornada por $\text{PutFilters}(\delta, Q)$ é mostrada na Figura 2.19.

Baseado no texto acima deduz-se a proposição:

Proposição 2.2 *Se um objeto filtro $\mathcal{F}$ pertencer a uma sequência de objetos filtro retornada por PutFilters e a classe de $\mathcal{F}$ for $\text{GetClass}(G \rightarrow \beta)$, então o tipo de $\mathcal{F}$ será $\text{type}(G \rightarrow \beta)$, o qual é o conjunto de assinaturas de métodos da classe $G \rightarrow \beta$.*

Prova: $\mathcal{F}$ é criado por $\text{GetClass}(G \rightarrow \beta)$, o qual retorna uma classe que possui os métodos da classe $G \rightarrow \beta$ e herda de G . Portanto, $\mathcal{F}$ possui um subobjeto que possui métodos da classe $G \rightarrow \beta$ e um objeto da classe G . Como este último objeto é descartado pela atribuição a $\text{super}(G)$, $\mathcal{F}$ possui somente os métodos de $G \rightarrow \beta$, o que prova a proposição. $\square$

O algoritmo DiscardFilters da Figura 2.16 toma um parâmetro $\mathcal{P}$. Se $\mathcal{P}$ for um objeto normal (sem objetos filtro), ele será retornado. Caso contrário, ele será um objeto filtro que aponta para alguma outra coisa que pode ser outro objeto filtro ou um objeto. Então DiscardFilters chamará a si mesmo recursivamente usando $\mathcal{P}.\text{super}(G)$ como parâmetro para descartar os objetos filtro remanescentes, se algum existir. Portanto, DiscardFilters retornará Q quando ele receber como parâmetro uma sequência de objetos filtro que se referem a um objeto Q .

Será provado agora que nenhum erro de tipos é introduzido no programa quando os comandos da Figura 2.15 substituem $v := \text{Exp}$. Lembre-se de que Q é o procedimento/classe onde esta atribuição está, e que B é a classe do objeto que resulta de Exp depois do descarte de todos os objetos filtro.

A idéia básica da correção de tipos desta substituição é simples. As duas primeiras atribuições são corretas porque tmp@var e B podem ser considerados

sem tipo. Então a substituição será correta se a terceira atribuição, para v , for correta. Na atribuição original para v , o lado direito é Exp , que possui tipo $\text{type}(B)$, e é substituído por uma chamada a PutFilters . Então, o que temos que provar é que a chamada a PutFilters retorna um objeto de um subtipo de $\text{type}(B)$. Uma prova informal da correção de tipos é apresentada a seguir.

Em PutFilters , cada objeto filtro criado da classe $\text{CreateClass}(G \rightarrow \beta)$ possui um tipo $\text{type}(G \rightarrow \beta)$ de acordo com a Proposição 2.2 e $\text{type}(G \rightarrow \beta)$ é um subconjunto de $\text{type}(G)$ de acordo com a Proposição 2.1. Como G é uma superclasse da classe B (pela definição de FindFilters), temos que $\text{type}(G \rightarrow \beta) \subset \text{type}(G) \subset \text{type}(B)$. Isto é, o tipo de cada objeto filtro é um subtipo de $\text{type}(B)$. Portanto, $\text{type}(B)$ é o tipo da sequência de objetos filtro que se referem ao objeto Q do tipo $\text{type}(B)$. Então, o tipo do objeto retornado por PutFilters é $\text{type}(B)$, e a atribuição $v := \text{PutFilters}(\dots)$ é corretamente tipada porque $v := \text{Exp}$ o é.

Serão provadas agora várias proposições usadas na prova de correção de tipos das instruções da Figura 2.15.

Proposição 2.3 *Se $\mathcal{R}$ for o objeto retornado por*

$\text{PutFilters}(\text{FindFilters}(Q, B), \text{tmp@var})$

então

$$\text{type}(\mathcal{R}) = \text{type}(G_n \rightarrow \beta_n) \cup \text{type}(G_{n-1} \rightarrow \beta_{n-1}) \cup \dots \text{type}(G_1 \rightarrow \beta_1) \cup \text{type}(B)$$

onde $\text{FindFilters}(Q, B) = \{G_i \rightarrow \beta_i \mid 1 \leq i \leq n\}$.

Prova: Pela Proposição 2.2, o tipo de cada objeto filtro de $\mathcal{R}$ é $\text{type}(G_i \rightarrow \beta_i)$, $1 \leq i \leq n$. Uma mensagem enviada a $\mathcal{R}$ causa uma busca por método no primeiro objeto filtro. Se ele não for encontrado lá, a busca continuará no segundo objeto filtro e assim por diante. Então, o conjunto de métodos de $\mathcal{R}$ é a união dos métodos de cada um de seus objetos filtro e do objeto do tipo $\text{type}(B)$. Isto prova a proposição. As classes G_i são superclasses diretas e indiretas de B . $\square$

Proposição 2.4 *Seja $\delta = \text{FindFilters}(Q, B)$. Então, $\delta = \{\}$ ou para cada $E \in \delta$, $\text{type}(E) \subset \text{type}(B)$.*

Prova: Esta prova será feita usando-se indução no número de camadas da hierarquia da classe B . A primeira camada é a classe B , a segunda é composta pelas superclasses diretas de B , a terceira pelas superclasses das superclasses diretas de B e assim por diante. Cada passo da indução reduz o número de camadas de um (1). Há dois casos a considerar.

1. **A classe B não possui superclasses.** Se B possuir um filtro $B \rightarrow \beta$ tal que $Q \in \beta$, $\text{FindFilters}(Q, B)$ retornará $\{B \rightarrow \beta\}$. Caso contrário, ele retornará $\{\}$. Qualquer um dos dois satisfaz a Proposição 2.4, já que $\text{type}(B \rightarrow \beta) \subset \text{type}(B)$ pela Proposição 2.1.
2. **A classe B possui superclasses $A_1, A_2, \dots, A_p$, $p \geq 1$.** Neste caso, $\text{FindFilters}(Q, B)$ retornará:

- $\{ B \rightarrow \beta \}$ se B possuir filtro $B \rightarrow \beta$ tal que $Q \in B$. Este item satisfaz a Proposição 2.4 porque $\text{type}(B \rightarrow \beta) \subset \text{type}(B)$.
- Ou $\psi = \text{FindFilters}(Q, A_1) \cup \text{FindFilters}(Q, A_2) \cup \dots \text{FindFilters}(Q, A_p)$ caso contrário. Assuma $\delta_j = \text{FindFilters}(Q, A_j)$ e $\psi = \delta_1 \cup \delta_2 \cup \dots \delta_p$.

Aplicando a Proposição 2.4 a A_j , temos, para $1 \leq j \leq p$:

$$\delta_j = \{\} \text{ ou, para cada } E \in \delta_j, \text{type}(E) \subset \text{type}(A_j).$$

$\text{type}(A_j) \subset \text{type}(B)$ porque A_j é uma superclasse de B e, portanto, $\delta_j = \{\}$ ou para cada $E \in \delta_j$, $\text{type}(E) \subset \text{type}(B)$.

Então, de acordo com a Proposição 2.5, $\psi = \{\}$ ou para cada $E \in \psi$, $\text{type}(E) \subset \text{type}(B)$.

Então, Proposição 2.4 será verdadeira quando B possuir superclasses.

Como a Proposição 2.4 é válida com (2) ou sem (1) superclasses de B, concluímos que ela é sempre verdadeira. $\square$

Proposição 2.5 *Seja $\psi = \delta_1 \cup \delta_2 \cup \dots \delta_p$ onde $\delta_j = \text{FindFilters}(Q, A_j)$. Se, para $1 \leq j \leq p$, $\delta_j = \{\}$ ou para cada $E \in \delta_j$, $\text{type}(E) \subset \text{type}(B)$, então $\psi = \{\}$ ou para cada $E \in \psi$, $\text{type}(E) \subset \text{type}(B)$.*

Prova: Podemos provar esta afirmação por contradição. Suponha que ela seja falsa. Então ψ não é vazio e há um elemento $E' \in \psi$ tal que $\text{type}(E') \not\subset \text{type}(B)$. Pela definição de ψ , E' pertence a um conjunto δ_k e então $\text{type}(E') \subset \text{type}(B)$. Isto contradiz o resultado prévio, o que prova nossa afirmação. $\square$

Proposição 2.6 $\text{type}(\mathcal{R}) = \text{type}(B)$

Prova: De acordo com a Proposição 2.3,

$$\text{type}(\mathcal{R}) = \left(\bigcup_{E \in \delta} \text{type}(E) \right) \cup \text{type}(B)$$

onde $\delta = \text{FindFilters}(Q, B)$ e pela Proposição 2.4, $\delta = \{\}$ ou para cada $E \in \delta$, $\text{type}(E) \subset \text{type}(B)$.

Existe uma união de conjuntos na qual cada um deles é um subconjunto de $\text{type}(B)$. Portanto, o lado direito da igualdade é $\text{type}(B)$, o que prova a proposição. $\square$

Proposição 2.7 *A atribuição $v := \mathcal{R}$ está corretamente tipada.*

Prova: Antes que a atribuição acima aconteça, $\mathcal{R}$ é construído por `PutFilters` usando a expressão `Exp`, que pode resultar em

1. um objeto normal Q ;
2. uma seqüência de objetos filtro na qual o último filtro refere-se a um objeto Q . Chamaremos esta seqüência de objeto $\mathcal{P}$, que foi criada por uma chamada prévia a `PutFilters`, pois este é o único algoritmo que cria objetos filtro.

Se Exp resultar em 2, então $\text{type}(\mathcal{P}) = \text{type}(\mathcal{Q})$ pela Proposição 2.6, que diz que o tipo de uma seqüência de objetos filtro é igual ao tipo do último objeto.

Em qualquer caso, 1 ou 2, o tipo do objeto em que Exp resulta é $\text{type}(\mathcal{Q})$, que é $\text{type}(\mathcal{B})$ porque $\text{DiscardFilters}(\text{Exp})$ retorna $\mathcal{Q}$ e $\mathcal{B}$ é a classe de $\mathcal{Q}$ (veja Figura 2.15). Então, pelas regras de subtipo da linguagem,

1. $\text{type}(\text{Exp}) \prec \text{type}(\mathbf{v})$
onde $\text{type}(\text{Exp})$ e $\text{type}(\mathbf{v})$ são os tipos declarados de Exp e $\mathbf{v}$, respectivamente;
2. $\text{type}(\text{objeto em que Exp resulta}) \prec \text{type}(\text{Exp})$
Isto é, $\text{type}(\mathcal{Q}) \prec \text{type}(\text{Exp})$ ou $\text{type}(\mathcal{P}) \prec \text{type}(\text{Exp})$ pois $\text{type}(\mathcal{P}) = \text{type}(\mathcal{Q})$.

Portanto, $\text{type}(\mathcal{B}) = \text{type}(\mathcal{Q}) \prec \text{type}(\text{Exp}) \prec \text{type}(\mathbf{v})$. Pela Proposição 2.6, $\text{type}(\mathcal{R}) = \text{type}(\mathcal{B})$ e então $\text{type}(\mathcal{R}) \prec \text{type}(\mathbf{v})$. Isto prova a proposição. $\square$

Os envios de mensagem para **self** e para **super** dentro de $\mathcal{R}$ serão examinados agora para garantir que eles são corretamente tipados.

Como nas proposições anteriores, assuma que $\mathcal{R}$ seja composto por subobjetos dos tipos

$$\text{type}(\mathbf{G}_n \rightarrow \beta_n), \dots, \text{type}(\mathbf{G}_2 \rightarrow \beta_2), \text{type}(\mathbf{G}_1 \rightarrow \beta_1), \text{type}(\mathcal{B})$$

Proposição 2.8 $\text{type}(\mathbf{G}_i \rightarrow \beta_i) \subset \text{type}(\mathcal{B})$, $1 \leq i \leq n$.

Prova: Segue diretamente da Proposição 2.4. $\square$

Proposição 2.9 $\text{type}(\mathcal{B}) \prec \text{type}(\mathbf{G}_i)$ ou $\text{type}(\mathbf{G}_i) \subset \text{type}(\mathcal{B})$, $1 \leq i \leq n$.

Prova: Este resultado se segue do fato de que ou ($n = 1$ e $\mathbf{G}_1 = \mathcal{B}$) ou $\mathbf{G}_i$ é uma superclasse de $\mathcal{B}$ (pela definição de FindFilters). $\square$

Proposição 2.10 Considere um subconjunto de $\mathcal{R}$ composto por subobjetos dos tipos

$$\text{type}(\mathbf{G}_j \rightarrow \beta_j), \dots, \text{type}(\mathbf{G}_2 \rightarrow \beta_2), \text{type}(\mathbf{G}_1 \rightarrow \beta_1), \text{type}(\mathcal{B})$$

em que $0 \leq j \leq n$. O tipo deste subconjunto é

$$\text{type}(\mathbf{G}_j \rightarrow \beta_j) \cup \dots \cup \text{type}(\mathbf{G}_2 \rightarrow \beta_2) \cup \text{type}(\mathbf{G}_1 \rightarrow \beta_1) \cup \text{type}(\mathcal{B})$$

que é $\text{type}(\mathcal{B})$.

Prova: Este resultado pode ser deduzido da Proposição 2.8. $\square$

Proposição 2.11 Nenhum envio de mensagem para **super** dentro dos métodos de qualquer subobjeto de $\mathcal{R}$ causará erro de tipos em tempo de execução.

Prova: Um subobjeto da classe $\text{GetClass}(\mathbf{G}_i \rightarrow \beta_i)$ possui envios de mensagens para **super**($\mathbf{G}_i$), onde esta variável possui tipo $\text{type}(\mathbf{G}_i)$ (pela definição de CreateClass). PutFilters atribui a **super**($\mathbf{G}_i$) uma seqüência de objetos cujos tipos são

$\text{type}(G_{i-1} \rightarrow \beta_{i-1}), \dots, \text{type}(G_2 \rightarrow \beta_2), \text{type}(G_1 \rightarrow \beta_1), \text{type}(B)$
e que possui tipo $\text{type}(B)$ de acordo com a Proposição 2.10. Como $\text{super}(G_i)$ possui tipo $\text{type}(G_i)$ e $\text{type}(B) \prec \text{type}(G_i)$ de acordo com a Proposição 2.9, a atribuição de $\text{super}(G_i)$ é correta quanto a tipos. Portanto, nenhum envio de mensagem para $\text{super}(\text{NomeClasse})$ em um método de $\mathcal{R}$ causará erro de tipos em execução. $\square$

Agora os envios de mensagem para **self** em métodos de $\mathcal{R}$ serão examinados. Uma instrução

$v.n(\dots)$

executada depois de $\mathcal{R}$ ser atribuído a v pode causar (durante a execução do método n) um envio de mensagem para **self**:

$\text{self}.m(\dots)$

Provaremos que este envio de mensagem é corretamente tipado através das proposições seguintes.

Proposição 2.12 *O algoritmo de busca por método encontrará o método m se $m \in \text{type}(B)$.*

Prova: O sistema de tempo de execução (algoritmo para busca por método definido na seção A.2) começará uma busca por m no primeiro subobjeto de $\mathcal{R}$. A busca continuará, se necessário, através de todos os subobjetos até que o objeto da classe B seja alcançado. O método m será encontrado se ele pertencer a qualquer subobjeto de $\mathcal{R}$ (o que inclui o objeto da classe B), o que é o mesmo que dizer que o método m será encontrado se ele pertencer ao tipo $\text{type}(B)$ de acordo com a Proposição 2.10. $\square$

Proposição 2.13 *Nenhum envio de mensagem $\text{self}.m(\dots)$ dentro de qualquer subobjeto de $\mathcal{R}$ causará erros de tipo em tempo de execução.*

Prova: Este envio de mensagem pode estar em dois lugares em $\mathcal{R}$:

I. um método de um objeto filtro, que é um método de uma classe

$G_i \rightarrow \beta_i;$

II. um método do último objeto, que é um método da classe B .

Se o envio de mensagem estiver em I, ele será considerado válido pelo compilador se $m \in \text{type}(G_i)$. Isto se segue do fato de que $G_i \rightarrow \beta_i$ é transformado em $X = \text{CreateClass}(G_i \rightarrow \beta_i)$, que é correto somente se $\text{type}(X) = \text{type}(G_i)$, por definição. Como m deve pertencer ao tipo da classe onde o envio da mensagem $\text{self}.m(\dots)$ está, ele deve pertencer a $\text{type}(X)$ e, portanto, m deve também pertencer a $\text{type}(G_i)$. Caso contrário, haveria um erro de compilação de acordo com a definição da linguagem. Então concluímos que $m \in \text{type}(G_i)$ e, portanto, $m \in \text{type}(B)$ de acordo com a Proposição 2.9.

Se o envio de mensagem $\text{self}.m(\dots)$ estiver em II, ele será legal em tempo de compilação se $m \in \text{type}(B)$. Em qualquer caso, I ou II, o envio de mensagem $\text{self}.m(\dots)$ ocorrerá somente se ele for considerado correto com relação a tipos pelo compilador, o que significa $m \in \text{type}(B)$. Entretanto, neste caso um método m será encontrado de acordo com a Proposição 2.12 e, portanto, não haverá nenhum erro de tipos. $\square$

Pode existir um ponteiro w para o subobjeto da classe B de $\mathcal{R}$, pois w pode estar em uma região que interpreta a classe B corretamente. Um envio de mensagem para o subobjeto da classe B não causará nenhum erro de tipos, pois ele é considerado um objeto normal. Ele não possui nenhuma referência aos outros subobjetos.

2.5 Uma Otimização da Substituição da Atribuição

2.5.1 Caso Simples

Com as definições dadas acima, o sistema de tempo de execução pode trocar cada atribuição do programa pelas instruções da Figura 2.15. Entretanto, isto seria um desperdício de tempo, pois filtros só são usados quando variáveis de *algumas* partes do código referem-se a objetos de *algumas* classes.

Algumas atribuições nunca necessitarão de objetos filtro e isto pode ser descoberto em tempo de compilação, diminuindo o número de instruções que devem ser transformadas em uma chamada para `PutFilters`. As atribuições que podem ser substituídas são da forma

$v := \text{Exp}$

tal que:

- esta instrução está em um procedimento ou classe Q ;
- a expressão Exp pode resultar em um objeto da classe B , onde a classe B é interpretada incorretamente⁶ em Q . Então o objeto da classe B necessitará de objetos filtro.

Assumindo que T seja o tipo declarado de Exp , temos que:

Proposição 2.14 *A expressão Exp pode resultar em um objeto da classe B se e somente se $(\iff) \text{type}(B)$ for um subtipo de T .*

Prova: Provaremos primeiro que Exp poderá resultar em um objeto da classe B se $\text{type}(B)$ for um subtipo de T (a parte $\implies$). A expressão $B.\text{new}()$ possui tipo $\text{type}(B)$ e, já que $\text{type}(B) \prec T$, também é do tipo T . Então, se Exp for $B.\text{new}()$, Exp resultará em um objeto da classe B .

Provaremos agora que Exp pode resultar em um objeto da classe B só se $\text{type}(B)$ for um subtipo de T (a parte $\impliedby$). Suponha o contrário: Exp pode resultar em um objeto da classe B no qual $\text{type}(B)$ não seja subtipo de T . Então uma expressão do tipo T iria se referir a um objeto cujo tipo não é subtipo de T . Contudo, isto não pode ocorrer porque o sistema de tipos da linguagem garante que uma expressão ou variável sempre refere-se a um objeto cujo tipo é um subtipo do seu tipo declarado. $\square$

⁶Por interpretada incorretamente queremos dizer que objetos filtro devem ser usados quando um objeto da classe B for referenciado em Q .

```

Algoritmo NeedFilters(Q, T)
{ Há uma atribuição v := Exp em um procedimento/classe
  Q e o tipo declarado de Exp (determinado estaticamente)
  é T. Este algoritmo retorna true se esta atribuição
  puder necessitar de objetos filtro em tempo de execução.
  Caso contrário, retorna false }

return  $\exists$  classe B tal que  $\text{type}(B) \prec T$  e  $\text{FindFilters}(Q, B) \neq \{\}$ 

```

Figura 2.20: Algoritmo para descobrir se uma atribuição precisa de objetos filtro

Então o compilador deve procurar por atribuições nas quais uma classe que precisa de filtros seja um subtipo do tipo do lado direito da atribuição. O compilador usa o algoritmo `NeedFilters` da Figura 2.20 para descobrir se uma atribuição de um procedimento/método Q deve ser convertida para uma chamada para `PutFilters`. A atribuição deve ser convertida se `NeedFilters` retorna `true`.

2.5.2 Caso Polimórfico

O algoritmo `NeedFilters` assume que Q e T são conhecidos pelo compilador para cada atribuição. Isto é verdade para T , mas não para Q , pois a atribuição pode ser uma passagem de parâmetros para um método polimórfico.

Assumindo que a variável aa pode se referir a objetos de várias classes que possuem o método m , em

$aa.m(\text{Exp})$

é impossível determinar, em tempo de compilação (em geral), qual método m será executado em tempo de execução em resposta a este envio de mensagem. Portanto, o compilador não sabe o parâmetro Q de `NeedFilters`.

Então, este algoritmo deve ser executado com todas as possíveis situações; isto é, o parâmetro Q deve assumir o valor de todas as classes (pois m pertence a uma classe) a cujos objetos a variável aa puder se referir, que são as classes A tal que $\text{type}(A) \prec \text{type}(aa)$, onde $\text{type}(aa)$ é o tipo declarado de aa .

Isto é feito de uma forma sutil pelo algoritmo `PolyNeedFilters` da Figura 2.21. Ao invés de executar `NeedFilters` para cada classe subtipo de $\text{type}(aa)$, o algoritmo tenta encontrar uma classe A que seja subtipo de $\text{type}(aa)$ e `NeedFilters(A, T)` seja verdadeiro. Se esta classe existir, a passagem de parâmetros, digamos $v := \text{Exp}$, deverá ser substituída pela seqüência de instruções mostradas na Figura 2.22.

2.5.3 Caso Geral

O algoritmo `NeedFilters` descobre se objetos filtro precisam ser criados em tempo de execução, mas ele não diz se objetos filtro precisam ser removidos antes da atribuição. Por exemplo, assumamos que

```

Algoritmo PolyNeedFilters(aa, T)
{ Há um envio de mensagem na qual a variável aa refere-se
  a um objeto que recebe uma mensagem no qual um objeto do
  tipo T é parâmetro real. Retorne true se esta passagem
  de parâmetros puder necessitar de objetos filtro, false
  caso contrário }

return  $\exists$  classe A tal que  $\text{type}(A) \prec \text{type}(aa)$  e  $\text{NeedFilters}(A, T) = \text{true}$ 

```

Figura 2.21: Algoritmo para descobrir a necessidade de objetos filtro na presença de polimorfismo

```

tmp@var := DiscardFilters(Exp);
B := RTclass(tmp@var);
v := PutFilters( FindFilters(RTclass(aa), B), tmp@var )

```

Figura 2.22: Instruções que substituem a atribuição $v := \text{Exp}$

$t := P();$

esteja em um procedimento Q que interpreta a classe B corretamente, e que P retorna uma seqüência de objetos filtro que se referem a um objeto Q da classe B. Naturalmente, P está em uma região que interpreta incorretamente a classe B. Neste caso, os objetos filtro devem ser descartados e Q deve ser atribuído a t.

Considerando o caso geral, uma atribuição $v := \text{Exp}$, de um procedimento/classe Q, pode ter a necessidade de criar objetos filtro para Exp ou de removê-los. Então, o compilador deve analisar todas as atribuições e trocar cada uma delas, se necessário, por código para fazer uma coisa ou outra. Antes da compilação do programa, o compilador percorre o arquivo do programa e executa o algoritmo ReplaceAssignment mostrado na Figura 2.23 para cada atribuição $v := \text{Exp}$ do programa, o que naturalmente inclui passagem de parâmetros. Se existir a possibilidade de que $v := \text{Exp}$ necessite de objetos filtro em tempo de execução ($\text{NeedFilters}(Q, T)$ ou $\text{PolyNeedFilters}(aa, T)$ retorna true), o algoritmo substituirá a atribuição por código para criar objetos filtro, o que já foi descrito. Se ambas as chamadas que acabamos de citar retornarem false, a parte else do comando if número I será executada e as proposições abaixo serão verdadeiras.

Proposição 2.15 *Se o item 1 for verdadeiro, para cada classe B tal que $\text{type}(B) \prec T$, $\text{FindFilters}(Q, B) = \{\}$.*

Prova: Se o item 1 for verdadeiro e a parte else for executada, $\text{NeedFilters}(Q, T) = \text{false}$ e portanto $\text{FindFilters}(Q, B) = \{\}$. Isto é, a classe B será interpretada corretamente em Q e portanto ela será interpretada corretamente na região onde a atribuição $v := \text{Exp}$ se encontra. $\square$

```

Algoritmo ReplaceAssignment( v:= Exp, Q, T, aa )
{ A atribuição v:= Exp:
    1. está em um procedimento/classe Q;
    OU
    2. é uma passagem de parâmetros em uma chamada
       de métodos
       aa.m(Exp1, Exp2, ... Expk)
       onde Exp = Expi, 1 ≤ i ≤ k, k ≥ 1. Então v é o nome
       do i-ésimo parâmetro formal de m.
Em ambos os itens acima, o tipo declarado de Exp, determinado
estaticamente, é T. Este algoritmo substitui esta atribuição,
se necessário, por uma sequência de comandos para colocar ou
remover objetos filtro de Exp em tempo de execução. }

I if item 1 é verdadeiro e NeedFilters(Q, T) OU
   item 2 é verdadeiro e PolyNeedFilters(aa, T)
   then
       Substitua a atribuição v:= Exp por
           tmp@var:= DiscardFilters(Exp);
           tmp@name:= RTclass(tmp@var);
           v:= PutFilters( FindFilters(X,
                                   tmp@name), tmp@var);
       X = Q se NeedFilters(Q, T) = true OU
       X = RTclass(aa) se PolyNeedFilters(aa, T) = true
   else
       Seja δ o conjunto {A | type(A) < type(aa)} onde
           type(aa) é o tipo declarado de aa.
   II if ∃ classe B tal que type(B) < T e ExistFilterClass(B)
       then
           { Exp pode resultar em um objeto cuja classe B é
             interpretada corretamente em Q ou em qualquer
             classe A ∈ δ (nenhum objeto filtro
             é necessário) e interpretado incorretamente em
             algum outro lugar (porque B possui classes
             filtro). Então, Exp pode ser um objeto com
             objetos filtro que precisam ser removidos }
           Substitua a atribuição v:= Exp por
               v:= DiscardFilters(Exp);
       endif
   endif
endif

```

Figura 2.23: Algoritmo que substitui uma atribuição por instruções que irão colocar ou remover objetos filtro em tempo de execução

Proposição 2.16 *Se o item 2 for verdadeiro, para cada classe $A \in \delta = \{A \mid \text{type}(A) \prec \text{type}(aa)\}$, $\text{FindFilters}(A, B) = \{\}$.*

Prova: Se o item 2 for verdadeiro e a parte `else` for executada, `PolyNeedFilters(aa, T)` será falso, o que significa que, para cada classe B tal que $\text{type}(B) \prec T$ e para cada classe $A \in \delta$, $\text{FindFilters}(A, B) = \{\}$. Isto é, a classe B será interpretada corretamente em qualquer classe $A \in \delta$ e portanto B será corretamente interpretada na região onde esta atribuição está, que pode ser qualquer método de qualquer classe $A \in \delta$. $\square$

Se a expressão booleana do comando `if` número II for verdadeira, haverá pelo menos uma classe B' tal que $\text{type}(B') \prec T$ e existirão classes filtro para B' (`ExistFilterClass(B') == true`). Então, `Exp` poderá resultar em um objeto da classe⁷ B' com objetos filtro que precisarão ser removidos porque B' é interpretada corretamente no código onde a atribuição `v := Exp` está de acordo com as Proposições 2.15 e 2.16. Os objetos filtro são removidos em tempo de execução pela instrução dada na parte `then` do comando `if` número II. Se `Exp` resultar em um objeto sem objetos filtro, esta instrução apenas atribuirá `Exp` a `v`.

Se as expressões dos `ifs` número I e II forem falsas, `ReplaceAssignment` não modificará a atribuição `v := Exp`. Em particular, se nenhuma classe subtipo de `type(Exp)` possuir classes filtro, a atribuição não será modificada.

É possível que:

- a atribuição `v := Exp` possa necessitar de filtros em tempo de execução e é substituída pelas instruções da Figura 2.15;
- em tempo de execução, `Exp` resulte em um objeto $\mathcal{P}$ composto por objetos filtro que se referem a um objeto $\mathcal{Q}$ da classe C . A classe C é interpretada corretamente no procedimento/classe onde esta atribuição está.

Neste caso, os objetos filtro de $\mathcal{P}$ devem ser removidos e nenhum deve ser criado. Isto é o que as instruções da Figura 2.15 farão. Embora estas instruções tenham sido projetadas para inserir objetos filtro, elas também os removem quando eles não são necessários.

`ReplaceAssignment` assume que o compilador conhece todos os tipos e todas as classes antes que ele seja chamado. Esta informação é usada em expressões como “ $\exists$ classe B tal que $\text{type}(B) \prec T$ e ...”, na qual todos os subtipos de um dado tipo devem ser analisados. Esta suposição de `ReplaceAssignment` é correta desde que o compilador, antes de executar este algoritmo, faça uma análise sintática no arquivo do programa para determinar todas as classes e todos os tipos. Isto é possível de acordo com a suposição A.1 do Apêndice A (página 136).

2.6 Algumas Restrições no Uso de *Visão de Classe*

Variáveis globais são permitidas na linguagem, mas há restrições em seu uso com *visão de classes*. É proibido a existência de variáveis globais do tipo T se houver

⁷Pois T é o tipo declarado de `Exp` e $\text{type}(B') \prec T$.

Figura 2.24: A divisão de um sistema em regiões para uma subclasse

uma *visão de classe* para uma classe A cujo tipo seja um subtipo ou supertipo de T . Esta restrição previne uma variável global de receber, em uma atribuição, um objeto da classe A em uma região α que interpreta esta classe corretamente e imediatamente receber uma mensagem em uma região β que interpreta esta classe incorretamente. Esta variável será usada na região β sem se referir ao objeto filtro, pois não houve nenhuma atribuição para esta variável nesta região. Portanto, não haverá nenhuma translação da mensagem para sua semântica correta. Esta mesma restrição se aplica às variáveis da seção *share* de uma classe, que são apenas variáveis globais manipuladas por meio do nome da classe.

Nem todas as divisões do programa em regiões são válidas. Assumindo que as regiões $\beta_1, \dots, \beta_q$ interpretam a classe B incorretamente e β_0 é a região que interpreta esta classe corretamente, a divisão do sistema deve obedecer às seguintes regras:

- $B \in \beta_0$, o que também é válido para qualquer subclasse de B. Isto é, uma classe não pode interpretar ela mesma incorretamente nem o podem suas subclasses. É possível modificar *visão de classe* para permitir que subclasses possam interpretar incorretamente a semântica da superclasse, embora isto não seja feito nesta tese;
- $\beta_i \cap \beta_j = \{\}$ para $i \neq j$, $0 \leq i, j \leq q$. Um pedaço de código não pode interpretar a classe B de mais de uma maneira;
- uma *subclasse* C de B pode ter sua própria *visão de classe*, mas a divisão do programa em regiões deve ser feita quebrando-se cada região β_i de B em um ou mais pedaços que serão as regiões para C.

Formalmente, sejam $\gamma_0, \gamma_1, \dots, \gamma_k$ as regiões para C. Então, para cada γ_i , $0 \leq i \leq k$, existe $0 \leq j \leq q$ tal que $\gamma_i \subseteq \beta_j$ e para cada β_j , $1 \leq j \leq q$, $\beta_j = \{\gamma_{j_1}, \gamma_{j_2}, \dots, \gamma_{j_m}\}$, $0 \leq j_n \leq k$, $1 \leq n \leq m$.

Para uma representação gráfica desta regra, veja Figura 2.24.

Quando um programador constrói um filtro para uma classe, ele deve definir todos os métodos definidos nos filtros para as superclasses desta classe. A razão disto é que, se uma superclasse foi interpretada incorretamente, assim o foram suas subclasses.

A linguagem permite enviar uma mensagem para o valor de retorno de um procedimento/método, como em `a.m().n(1)`. Neste caso, podemos estar interpretando o método `n` usando uma semântica incorreta, sem nenhuma atribuição. Para impedir este erro, o compilador criará uma variável temporária para armazenar qualquer valor intermediário, de tal forma que uma mensagem será sempre enviada através de uma variável:

```
tmp := a.m();  
tmp.n(1);
```

2.7 Solução dos Problemas

Tendo definido *visão de classe* completamente, usá-la-emos para resolver os problemas apresentados no começo deste capítulo. O primeiro problema é a interpretação incorreta da semântica de duas classes, `StringR` e `StringE`. Portanto, *visão de classe* deve ser usada duas vezes.

Admita que estas classes são usadas pelo programa mostrado na Figura 2.25. Os procedimentos `P` e `main` assumem que o tipo `type(StringE)` usa a semântica da classe `StringE` para a sinalização de erros, enquanto que a classe `A` assume a semântica da classe `StringR` para isto.

Devem ser criados filtros para converter objetos da classe `StringR` para objetos que usam a semântica da classe `StringE` e vice-versa. Isto é feito na Figura 2.26. Quando o programa for compilado, o compilador transformará algumas atribuições em chamadas para `PutFilters` que testarão se os objetos estão sendo interpretados incorretamente em tempo de execução. O programa com o código inserido pelo compilador é mostrado na Figura 2.27.

Uma análise cuidadosa pode diminuir o número de chamadas a `PutFilters` no programa. Por exemplo, uma atribuição `a := b`, onde ambas as variáveis pertencem a uma mesma região, não precisa ser modificada. É somente necessário fazer a referir-se ao objeto ou objeto filtro a que `b` se refere. Há outras situações similares a esta que não serão analisadas aqui, mas que poderão ser assunto de pesquisas futuras.

Um compilador otimizado não inseriria chamadas a `PutFilters` para a atribuição 3 do procedimento `main` mostrado na Figura 2.27. Ambos os procedimentos `main` e `P` possuem a mesma interpretação das classes *string* e o parâmetro real para `P`, que é `s`, já foi corretamente inicializado algum tempo antes. O compilador apenas inseriria código para fazer o parâmetro formal de `P`, `ps`, referir-se a qualquer coisa a que `s` se refere (objeto filtro ou objeto), o que é uma atribuição normal.

O segundo problema apresentado no começo deste capítulo é relacionado à interpretação incorreta da unidade de medida usada por objetos da classe `Box`.

```

proc main()
    var s : StringR;
        n : integer;

    begin
        read(n);
        if n > 0
        then
            s:= StringR.new(); { 1 }
        else
            s:= StringE.new(); { 2 }
        endif
        s.set("ABC");
        P(s); { 3 }
        a:= A.new();
        a.M(s); { 4 }
    end

proc P( ps : StringE ); begin ... end

class A
    ...
    public:
        proc m( ps : StringR );
            var s1 : StringR;
            begin
                s1:= ps.dup();
                if s1 == nil
                then
                    ...
                endif
            end
        end
endclass

```

Figura 2.25: Programa que usa as classes StringE e StringR

```

class StringR -> (main, P, StringE)
  public:
    proc dup() : StringR;
      var s : StringR;
      begin
        { Chama método dup da classe StringR }
        s:= object.dup();
        if s == nil
          then
            signal(OutOfMemory);
          else
            return s;
          endif
        end
      end
endclass

class StringE -> (A, StringR)
  public:
    proc dup() : StringE;
      begin
        { chama método dup da classe StringE }
        return object.dup();
        { pegue possíveis exceções levantadas pelo comando acima }
      exception
        when OutOfMemory:
          return nil;
        end
      end
endclass

```

Figura 2.26: Classes filtro para classes StringR e StringE

```

proc main()
    var s : StringR;
        n : integer;
begin
    read(n);
    if n > 0
    then
        { 1 : s:= StringR.new() }
        tmp@var := DiscardFilters(StringR.new());
        tmp@name := RTclass(tmp@var)
        s:= PutFilters( FindFilters(main, tmp@name), tmp@var);
    else
        { 2 : s:= StringE.new() }
        tmp@var := DiscardFilters(StringE.new());
        tmp@name := RTclass(tmp@var)
        s:= PutFilters( FindFilters(main, tmp@name), tmp@var);
    endif
    s.set("ABC")
    { 3 : P(s) }
    tmp@var := DiscardFilters(s);
    tmp@name := RTclass(tmp@var)
    parâmetro ps de P:= PutFilters(
        FindFilters(P, tmp@name),
        tmp@var);
    chame o procedimento P
    a:= A.new();
    { 4 : a.m(s) }
    tmp@var := DiscardFilters(s);
    tmp@name := RTclass(tmp@var)
    parâmetro ps do método m da classe RTclass(a):= PutFilters(
        FindFilters( RTclass(a), tmp@name),
        tmp@var );
    Chame o método m da classe RTclass(a)
end

```

Figura 2.27: Programa com testes inseridos pelo compilador

```

class Box ->  $\beta_1$ 
  public:
    proc width() : real;
    begin
      return object.width()/2.54;
    end
endclass

class Box ->  $\beta_2$ 
  public:
    proc width() : real;
    begin
      return object.width()*10.0;
    end
endclass

```

Figura 2.28: Filtros para a classe Box

Sejam α , β_1 , β_2 os conjuntos das classes que assumem que Box usa centímetros, polegadas e milímetros, respectivamente. Então precisamos de filtros para converter objetos Box para a semântica de polegadas e milímetros, respectivamente. Estes são apresentados na Figura 2.28.

2.8 Implementação

Uma implementação simples de *visão de classes* usaria a representação de objetos e o algoritmo de busca por método definidos no Apêndice A. Um objeto da classe B que herda da classe A é representado como um subobjeto que possui todas as variáveis de instância/métodos definidos na classe B mais um objeto da classe A. A busca por método é feita procurando-se o método em cada um dos subobjetos que compõem o objeto.

Esta representação torna a implementação de *visão de classe* fácil. Quando um filtro da classe Box -> β deve ser inserido entre uma variável x e um objeto Q , o sistema de tempo de execução criará um objeto de Box -> β (o objeto filtro) e fará a sua variável de instância “super(Box)” referir-se a Q . Então o objeto filtro será atribuído a x . Todos os envios de mensagens para “object” dentro de Box -> β serão transformados em envio de mensagens para “super(Box)”. Embora simples, esta implementação é ineficiente. A implementação de *shell dinâmico*, definida no capítulo 5, une em um único objeto o filtro e o objeto ao qual ele é associado. Isto não pode ser feito com *visão de classe* porque pode haver uma variável que se refere a um objeto através de um filtro e outra que se refere ao objeto diretamente. Assim, o compilador deve permitir estes dois casos. É necessário um estudo mais profundo para obter uma maneira eficiente

de implementar *visão de classe*.

2.9 Trabalhos Relacionados

Não encontramos nada na literatura que desempenhe o mesmo papel que *visão de classe*. Contudo, há algumas propostas que são de algum modo relacionadas a ela.

Xavier Pintado [24] define *gluons*, que são objetos usados para mediar a co-operação entre componentes de *software*. Um objeto *gluon* faz a comunicação entre dois outros objetos⁸ que podem ser acoplados dinamicamente ao *gluon*. No caso mais simples, um dos objetos acoplado ao *gluon* envia uma mensagem a este, que redireciona a mensagem para o outro objeto, possivelmente fazendo conversão de parâmetros e/ou do nome da mensagem. Então, um *gluon* pode converter os dados obtidos de um objeto no formato esperado pelo outro objeto, corrigindo incompatibilidades semânticas entre os objetos. Conclui-se que *gluons* podem desempenhar um papel semelhante a *visão de classe*. A diferença em relação à nossa proposta é que a cooperação através de *gluons* deve ser *planejada*. Esta técnica não permite alterar a funcionalidade de código já existente, como *visão de classe*.

Shilling e Sweeney [25] propuseram *views*, um conceito de linguagem que permite a manipulação de um objeto por diferentes interfaces em diferentes partes do programa. Uma interface pode possuir variáveis de instância privadas não compartilhadas com outras interfaces. De acordo com os autores, *views* reduz a complexidade do sistema porque os programadores podem lidar com uma interface restrita de cada objeto. *Visão de classe* não altera as interfaces dos objetos, mas permite que diferentes partes do programa manipulem as variáveis de instância de um objeto através de diferentes métodos.

Visão de classe de algum modo relaciona-se com *refactorings* [26] [27]. Esta técnica pode mudar o código de um programa sem alterar sua funcionalidade. *Refactorings* podem mudar nomes de variáveis/métodos, mover métodos para superclasses/subclasses [28], adicionar classes no meio da hierarquia, transformar herança em agregação⁹ e assim por diante. Eles são o tipo de transformação que usualmente um programador faz usando um editor de texto. Contudo, as modificações feitas por *refactorings* não introduzem erros no programa nem modificam sua funcionalidade.

Um tipo de *refactoring* que não preserva a funcionalidade do programa poderia ser usado para simular algumas das características de *visão de classe*. Se uma classe B fosse interpretada incorretamente em uma região β , o *refactoring* criaria uma classe B' com a semântica correta e trocaria todas as referências a B em β por B'. Então o código de β criaria objetos de B', que seriam usados com a semântica correta. Contudo, uma simulação completa de *visão de classe* não é possível porque esta construção toma algumas decisões em tempo de execução que não podem ser tomadas por uma ferramenta de *refactoring*, que é executada

⁸Este é o caso mais simples. Há outros mais complexos.

⁹Agregação é o relacionamento entre uma classe e suas variáveis de instância.

antes da compilação do programa. Neste exemplo, a região β não manipularia corretamente os objetos da classe B que são referenciados em β em tempo de execução.

Capítulo 3

Adaptadores

3.1 Introdução

Suponha que um método requeira um parâmetro do tipo *T* e alguém queira passar como um parâmetro real um objeto do tipo *U*. O tipo *U* apresenta a mesma funcionalidade que *T*, mas não é um subtipo deste. Os métodos de *T* e *U* com funções semelhantes possuem diferentes nomes e/ou tipos de parâmetros. Para se usar um objeto do tipo *U* como parâmetro onde se espera um objeto de *T*, deve ser projetado um código que converta este objeto para um outro do tipo *T*, como é descrito na próxima seção. Este código é definido pelo programador e deve ser explicitamente chamado na passagem de parâmetros. *Adaptadores* permitem a conversão de um objeto de um tipo para outro automaticamente, sem nenhuma chamada explícita a um procedimento de conversão. *Adaptadores* são especificados pelo programador através de uma classe adaptadora; além disto, objetos adaptadores são adicionados e removidos automaticamente pelo sistema de tempo de execução.

3.2 Alguns Exemplos de Problemas

Suponha a existência de classes *Person* e *Pessoa* que sejam funcionalmente compatíveis, mas incompatíveis quanto a tipos. O método de *Pessoa* com a mesma função do método *print* de *Person* chama-se *imprime*. Se alguém queira usar um objeto de *Pessoa* quando um objeto *Person* seja requerido, deve-se usar um filtro.

Por exemplo, suponha que se pretenda passar um objeto *Pessoa* para

```
proc Report( x : Person );  
begin  
  x.print();  
end;
```

Então, deve-se codificar uma classe filtro para converter objetos de *Pessoa* em objetos de *Person*, como aquela mostrada na Figura 3.1.¹ Este filtro deve ser usado como no código abaixo.

---

¹Para simplificar o exemplo, admita que o único método de *Person* é *print*.


```

class FilterForPessoa
  private:
    var x : Pessoa;
  public:
    proc print();
      begin
        x.imprime();
      end
    proc setFilterOf( p : Pessoa );
      begin
        x:= p;
      end
endclass

```

Figura 3.1: Um filtro para transformar objetos Pessoa em objetos Person

```

proc PessoaToPerson( p : Pessoa ) : Person;
  var f : FilterForPessoa;
  begin
    f:= FilterForPessoa.new();
    f.setFilterOf(p)
    return f;
  end { PessoaToPerson }
...
var p : Pessoa;
...
Report( PessoaToPerson(p) );
...

```

Suponha uma classe Estudante subtipo de Pessoa que defina um método `imprime2`, além de `imprime`. Estes dois métodos estão relacionados à classe Estudante, assim como `print` está relacionado à classe Person. A semântica subjacente é “imprima todos os dados do objeto”. Para chamar o procedimento Report com objetos da classe Estudante, deve-se construir um filtro FilterForEstudante cujo método print é:

```

proc print();
  begin
    x.imprime();
    x.imprime2();
  end

```

Embora os filtros para Pessoa e Estudante funcionem corretamente quando somente uma destas classes é usada no programa, eles não funcionam quando variáveis de Pessoa referem-se a objetos de Estudante em tempo de execução. Por exemplo, no código

```

var p : Pessoa;

```

```

        s : FilterForPessoa;
        ...
begin
    ...
    if i > 0
    then
        p:= Pessoa.new();
    else
        p:= Estudante.new();
    endif
    Report( PessoaToPerson(p) );
    ...

```

a variável *p* pode referir-se a objetos de ambas as classes em tempo de execução e, portanto, haverá um erro quando *p* referir-se a um objeto **Estudante** (*i* ≤ 0). Neste caso, o método **print** de **Pessoa** será mapeado somente no método **imprime** do objeto **Estudante**, ao invés de ser mapeado em **imprime** e **imprime2**.

De fato, como não se pode prever o fluxo de execução do programa, não se pode afirmar em tempo de compilação qual o tipo de filtro que deveria ser usado em tempo de execução. Então, deveria ser usado o comando **caseclass**, que permite descobrir a classe de um objeto em tempo de execução e, portanto, permite descobrir o filtro apropriado.

Usando **caseclass**, o procedimento **PessoaToPerson** deveria ser modificado da seguinte forma para escolher o filtro correto em tempo de execução:

```

proc PessoaToPerson( p : Pessoa ) : Person;
    var fp : FilterForPessoa;
        fe : FilterForEstudante;
begin
    caseclass p of
        Pessoa :
            begin
                fp:= FilterForPessoa.new();
                fp.setFilterOf(p);
                return fp;
            end
        Estudante :
            begin
                fe:= FilterForEstudante.new();
                fe.setFilterOf(p);
                return fe;
            end
        else
            return nil;
        end { caseclass }
    end { PessoaToPerson }

```

Se o código das classes *Pessoa* e *Estudante* estiver disponível e *Estudante* for *subclasse* de *Pessoa*, o programador poderá inserir um método *ToPerson* na classe *Pessoa* e redefini-lo em *Estudante*. Isto funciona se não existir nenhuma outra classe com o mesmo tipo que *Pessoa* ou *Estudante*.

A técnica descrita acima funciona razoavelmente bem; contudo, é uma tarefa repetitiva e, portanto, sujeita a erros. Além disto, todos os métodos de *Person* devem ser definidos na classe filtro (ou adaptadora). Se *Person* e *Pessoa* forem funcionalmente compatíveis, provavelmente eles possuem algumas assinaturas de métodos em comum. Seria interessante se não fosse necessário se preocupar com estas assinaturas comuns na definição de um filtro.

Embora estas restrições não sejam muito severas, escolhemos criar um novo tipo de filtro, chamado *adaptador*, para fazer o mesmo trabalho que os filtros dos parágrafos anteriores. *Adaptadores* são definidos como construção da linguagem, embora possa ser melhor implementá-los como uma ferramenta de software como um pré-processador. O uso e a definição de *adaptadores* permanecem inalterados se eles forem incorporados na linguagem ou implementados por uma ferramenta de *software*.

Adaptadores são definidos como uma construção de linguagem, ao invés de uma técnica de programação, porque:

- eles são coerentes com a “filosofia filtro”. A experiência tem mostrado que programadores usam uma facilidade quando a linguagem ou ambiente de programação fornecer esta facilidade, mesmo quando seria melhor usar uma outra ferramenta. Este é o motivo mais forte para que a linguagem suporte *adaptadores*. Pelo fato de *adaptadores* serem apenas mais um tipo de filtro, eles são fáceis de entender e se integram perfeitamente ao resto da linguagem. Isto é válido mesmo se *adaptadores* forem implementados como um pré-processador, porque este seria fornecido com o compilador;
- a construção de *adaptadores* pelo programador é um problema real na prática. Uma técnica para facilitar a sua construção é descrita por Gamma et al [5];
- Hölzel [29] propôs alguns melhoramentos para *adaptadores*, tais como
  - criar apenas um filtro para cada objeto. Na descrição desta tese, se um mesmo objeto precisar de dois filtros para convertê-lo para um outro tipo durante a execução do programa, deverão ser criados dois filtros adaptadores. Hölzel propôs criar apenas o primeiro e reusá-lo nas situações seguintes;
  - permitir que as comparações de igualdade entre dois filtros sejam a comparação entre os objetos referenciados pelos filtros.

Estes melhoramentos podem ser acrescentados a *adaptadores* em um trabalho futuro. Neste caso, todo o código existente se beneficiaria deles, sem necessidade de modificações;

```

class B -> A
  private:
    { métodos e variáveis de instância }
  public:
    { métodos do tipo type(A) }
endclass

```

Figura 3.2: Um *adaptador* para converter objetos do tipo B para objetos do tipo A

- *adaptadores* não são muito difíceis de implementar e apresentam certas características, descritas nas próximas seções, que são difíceis de simular com programação.

3.3 O Esboço de uma Solução

Veremos agora uma descrição informal de *adaptadores*. Suponha que exista um método ou procedimento

```
proc P( x : A );
```

e que queiramos passar como parâmetro a ele um objeto do tipo `type(B)` tal que `type(B)` não seja um subtipo de `type(A)`. Podemos construir a classe adaptadora mostrada na Figura 3.2 na qual:

- há uma variável de instância implícita do tipo `type(B)`, que pode ser referenciada nos métodos do *adaptador* com a palavra chave `object`, como em todas as construções filtro;
- o programador consegue declarar outras variáveis de instância na classe adaptadora. A classe adaptadora será denominada “classe filtro”, sendo representada como `B -> A`;
- o tipo de `B -> A` é igual a `type(A)`, embora não seja necessário redefinir em `B -> A` os métodos que possuem as mesmas assinaturas em A e B. Quando uma mensagem for enviada ao objeto filtro, mas sem que ele possua o método correspondente, a mensagem será redirecionada ao objeto referenciado pelo objeto filtro.

Após a construção do filtro `B -> A`, o programador poderá utilizar objetos do tipo `type(B)` sempre que for esperado um objeto do tipo `type(A)`. Neste caso, o compilador percebe que `type(B)` não é um subtipo de `type(A)` e insere o código para criar, em tempo de execução, um objeto filtro. O objeto filtro referir-se-á ao objeto do tipo `type(B)`. Portanto, não haverá um erro de tipos. Se existir um *adaptador* `A -> B`, o contrário será também verdadeiro e poderemos usar um procedimento

```

Algoritmo CreateNewAdapter(B, A, IVs, Ms)
{ Este algoritmo cria uma classe normal B@A cujo corpo é
  essencialmente aquele da classe adaptadora B -> A. O corpo
  de B -> A é copiado para B@A e os métodos retornados por
  FillClass(B -> A) são adicionados a esta classe.
  A classe B@A é, então, retornada por este algoritmo }

  { adicione a variável de instância object }
IVs' = IVs ∪ { (object, B) }
Ms' = Ms ∪ FillClass(B, A, Ms)
return (B@A, {}, IVs', Ms', {}, {})

```

Figura 3.3: Algoritmo para criar uma classe normal a partir de uma classe adaptadora

```

proc P( x : A ) : A;
em uma expressão como
  b := P(b);

```

onde o tipo declarado de b é B . Quando b for passado como um parâmetro, o sistema de tempo de execução usará o filtro $B \rightarrow A$. Por “usará”, queremos dizer que o sistema de tempo de execução criará um objeto filtro da classe $B \rightarrow A$, fazendo-o referir-se a b . Então uma referência para o objeto filtro é passada ao procedimento. Diremos também, neste caso, que um filtro é colocado no objeto.

Quando o objeto retornado por P for atribuído a b , será usado o filtro $A \rightarrow B$. Veremos que, se o objeto retornado por P for um objeto filtro que se refere a um objeto do tipo $\text{type}(B)$, então a classe filtro $A \rightarrow B$ não será usada. Ao invés disto, o sistema de tempo de execução remove o objeto filtro, resultando em um objeto do tipo B e, portanto, a atribuição torna-se correta quanto a tipos.

3.4 A Definição de *Adaptadores*

3.4.1 A Análise da Classe Adaptadora

Uma classe adaptadora, como mostrado na Figura 3.2, será representada como

(NomeFonte, NomeDestino, VariaveisDeInstancia, Metodos)

onde *VariaveisDeInstancia* e *Metodos* possuem o mesmo significado que na representação de uma classe normal — veja Seção A.2. Este *adaptador* converte objetos do tipo *NomeFonte* em objetos do tipo *NomeDestino*. Na Figura 3.2, *NomeFonte* = B e *NomeDestino* = A .

Quando o compilador encontrar um *adaptador* (B, A, IVs, Ms), ele

- chamará o algoritmo *CreateNewAdapter* da Figura 3.3, que retornará uma classe

($B@A, \{\}, IVs', Ms', \{\}, \{\}$)

Algoritmo FillClass(B, A, Ms)

{ Este algoritmo retorna um conjunto de métodos a serem adicionados à classe BQA. Cada método possui uma assinatura tal que ela

- pertence a type(A) e a type(B).
- não pertence a type(B → A), que é o conjunto de assinaturas de métodos de Ms.

O corpo de cada método apenas redireciona a mensagem para a variável de instância object de BQA. }

$\gamma = \{\}$

For each assinatura de método $m(T_1, \dots T_r) : (U_1, \dots U_n)$

$\in \text{type}(A), r \geq 0, n \geq 0$ do

if assinatura de $m \in \text{type}(B)$ e

assinatura de $m \notin \text{type}(B \rightarrow A)$

then

if $n \geq 1$

then

Text é

proc $m(x_1 : T_1, \dots x_r : T_r) :$
 $(U_1, \dots U_n);$

begin { object possui tipo type(B) }

return object.m($x_1, \dots x_r$);

end

else

Text é

proc $m(x_1 : T_1, \dots x_r : T_r);$

begin { object possui tipo type(B) }

object.m($x_1, \dots x_r$);

end

endif

$\gamma = \gamma \cup (\text{assinatura de } m, \text{Text}, \text{public})$

endif

return γ

Figura 3.4: Algoritmo para encontrar métodos a serem adicionados a uma classe adaptadora

Este algoritmo usa o algoritmo `FillClass` da Figura 3.4;

- compilará `BQA`, que é uma classe normal. A classe `BQA` será considerada correta se não ocorrerem erros em sua compilação e $\text{type}(\text{BQA}) = \text{type}(\text{A})$.

O nome `BQA` é permitido pelo compilador, mas não pela linguagem, pois `Q` não é um caracter válido para identificadores. Assuma que este nome identifique precisamente as classes `A` e `B`.

A próxima seqüência de proposições prova que qualquer erro na compilação de `BQA` não foi introduzido por `CreateNewAdapter`. Se houver um erro, este estará na classe `B→A`, codificada pelo programador.

Proposição 3.1 *Seja $\text{type}(\sim(\text{B} \rightarrow \text{A}))$ o conjunto de assinaturas de métodos retornado por uma chamada a `FillClass(B, A, Ms)` no algoritmo `CreateNewAdapter`. Então, $\text{type}(\sim(\text{B} \rightarrow \text{A})) = (\text{type}(\text{B}) \cap \text{type}(\text{A})) - \text{type}(\text{B} \rightarrow \text{A})$.*

Prova: O algoritmo `FillClass` percorre todos os métodos $m \in \text{type}(\text{A})$ e adiciona um novo método m' ao conjunto γ se $m \in \text{type}(\text{B})$ e $m \notin \text{type}(\text{B} \rightarrow \text{A})$. Como m' possui a mesma assinatura que m , o conjunto de assinaturas de métodos retornados por este algoritmo é:

$$\{ m \mid m \in \text{type}(\text{A}), m \in \text{type}(\text{B}), m \notin \text{type}(\text{B} \rightarrow \text{A}) \}$$

que é:

$$\{ m \mid \text{type}(\text{A}) \cap \text{type}(\text{B}), m \notin \text{type}(\text{B} \rightarrow \text{A}) \}$$

que resulta em

$$\begin{aligned} \text{type}(\sim(\text{B} \rightarrow \text{A})) &= \{ m \mid m \in \text{type}(\text{A}) \cap \text{type}(\text{B}) - \text{type}(\text{B} \rightarrow \text{A}) \} \\ &= \text{type}(\text{A}) \cap \text{type}(\text{B}) - \text{type}(\text{B} \rightarrow \text{A}) \end{aligned}$$

o que prova a Proposição. $\square$

Proposição 3.2 *Eventuais erros de compilação em métodos de `BQA` encontram-se em métodos oriundos de `B→A`, que foram codificados pelo programador.*

Prova: Não há erros nos métodos criados por `FillClass(B→A)` porque:

1. há somente uma instrução em cada método

$$m(T_1, T_2, \dots, T_r): (U_1, \dots, U_n)$$
criado por este algoritmo e esta instrução é o envio de mensagem

$$\text{object.m}(x_1, \dots, x_r)$$
onde $\text{type}(x_i) = T_i, 1 \leq i \leq r$;
2. este envio de mensagem é correto porque `object` possui tipo `type(B)` (por definição de `CreateNewAdapter`) e este tipo possui uma assinatura de método igual à assinatura de m descrita no item 1 anterior (porque $m \in \text{type}(\text{B})$).

Então, este envio de mensagem é correto porque `object` possui um método m e os parâmetros reais $x_i, 1 \leq i \leq r$ possuem tipos iguais aos parâmetros formais correspondentes de m ;

Figura 3.5: Objeto Q coberto por filtros $h_1 \dots h_r$, que é chamado $\mathcal{P}$

3. os valores de retorno de m não existem ($n = 0$) ou são valores dos tipos $U_1, U_2, \dots U_n, n \geq 1$. Se $n = 0$, o envio de mensagem será considerado uma instrução normal ao invés de uma expressão e , portanto, não haverá erro. Se $n \geq 1$, uma mensagem será enviada e o resultado será retornado pelo método. Não haverá erros de tipo porque os tipos dos valores retornados (tipos dos valores de retorno do método m do tipo $\text{type}(B)$) são os mesmos tipos esperados pelo método m criado por `FillClass`.

Os itens acima provam a Proposição. $\square$

Proposição 3.3 *Não há colisão de métodos em `CreateNewAdapter` entre os métodos de $B \rightarrow A$ e aqueles retornados por `FillClass`.*

Prova: `CreateNewAdapter` faz a união dos métodos de $B \rightarrow A$ e aqueles retornados por `FillClass`. Haveria uma colisão de métodos se um método de $B \rightarrow A$ também pertencesse ao conjunto retornado por `FillClass`. Entretanto, isto nunca acontece porque, de acordo com a Proposição 3.1, os métodos retornados por `FillClass` excluem aqueles de $\text{type}(B \rightarrow A)$. $\square$

O fato de que $B \rightarrow A$ possua uma variável de instância chamada `object`, do tipo B , significa que um objeto filtro da classe $B \rightarrow A$ refere-se a um objeto do tipo $\text{type}(B)$ em tempo de execução. O fato de que os métodos retornados por `FillClass` redirecionam mensagens para `object` significa que as mensagens não entendidas pelo objeto filtro são redirecionadas ao objeto referenciado pelo objeto filtro. Exatamente como na descrição de *adaptadores* do início deste capítulo.

3.4.2 Quando um Objeto Filtro Deve Ser Adicionado

Um filtro será colocado em um objeto quando for esperado um objeto de um outro tipo. Isto somente acontece em atribuições e passagem de parâmetros, que também pode ser considerada uma atribuição. Então, estudaremos as instruções do tipo:

`t := u_Exp`

onde o tipo declarado de t é T e o de u_Exp é U .

u_Exp pode ser uma referência para uma sequência de filtros em tempo de execução, pois um filtro pode ser colocado sobre outros objetos filtro. Por enquanto, assumamos que u_Exp resulta em tempo de execução na sequência de objetos

Figura 3.6: Hierarquia de tipos com filtros para converter objetos do tipo T

filtro $h_r, h_{r-1}, \dots, h_1$. Um objeto filtro h_i refere-se a h_{i-1} , u_Exp refere-se a h_r e h_1 refere-se ao objeto Q — veja Figura 3.5. A combinação de Q com os seus objetos filtro será chamada de $\mathcal{P}$.

Em tempo de compilação, é possível decidir se esta atribuição necessita de um filtro ou não. Se $U \prec T$, não haverá necessidade de filtro, já que a regra **Tipo** := **Subtipo** será obedecida. Se $U \not\prec T$, haverá dois casos a serem considerados. No primeiro, não há nenhum *adaptador* $U \rightarrow T$ e, portanto, esta atribuição será considerada ilegal.

O segundo caso ocorre quando este *adaptador* existe. Neste caso, o compilador inserirá código para converter tipos nesta atribuição. Este código colocará um filtro sobre $\mathcal{P}$ e/ou removerá alguns objetos filtro em tempo de execução. Os algoritmos usados por este código são descritos nos parágrafos seguintes. Assumimos que $U \not\prec T$.

Seja S o tipo de $\mathcal{P}$ em tempo de execução. Então S é um subtipo de U , pois assume-se que o programa seja corretamente tipado considerando a avaliação de u_Exp . Portanto, uma variável, parâmetro ou valor de retorno do tipo U^2 pode referir-se a um objeto de um subtipo de U .

Deve existir um filtro $U \rightarrow T$, pois U não é um subtipo de T . Isto é conferido pelo compilador. No caso geral, há outros filtros $W \rightarrow T$ no programa tal que $W \prec U$. Um exemplo desta situação é mostrada no gráfico da Figura 3.6, onde

- vértices representam tipos;
- existe uma flecha de um subtipo para cada um de seus supertipos diretos. Veja definição de “supertipo direto” no Apêndice C;
- haverá um círculo ao redor do tipo X se existir um *adaptador* $X \rightarrow T$.

Se $S = V_1$, o filtro $U \rightarrow T$ poderá ser usado para converter $\mathcal{P}$ para o tipo U (porque objetos de S são também objetos de U), mas esta não é a ação mais lógica a tomar. Há um filtro mais específico que pode ser usado, $V_1 \rightarrow T$. O *adaptador* $V_1 \rightarrow T$ foi definido precisamente porque $U \rightarrow T$ não era adequado

²Note que uma expressão que resulta em um objeto ou é uma variável/parâmetro ou um valor de retorno de algum método.

para converter objetos de V_1 para o tipo T . Lembre-se dos exemplos com *Pessoa* e *Estudante* da Seção 3.2.

Do mesmo modo, se $S = V_2$, o filtro $V_2 \rightarrow T$ deve ser usado. Se $S = V_3$ ou $S = V_4$, o filtro $V_1 \rightarrow T$ será empregado.

De fato, o filtro colocado no objeto $\mathcal{P}$ é encontrado em tempo de execução pelo algoritmo *Specific* apresentado na Figura 3.7. Este algoritmo encontra um tipo W , $S \prec W \prec U$, tal que W seja o tipo mais próximo de S que possui um filtro para T na hierarquia de tipos. A garantia de que W é o tipo mais próximo que obedece a esta restrição é fornecida no item 3 do algoritmo. Assim, nenhum filtro é mais específico do que $W \rightarrow T$ para converter objetos de S para T . Este algoritmo retorna *false* se houver dois (ou mais) tipos W_1 e W_2 tal que filtros para ambos existem, $S \prec W_1 \prec U$, $S \prec W_2 \prec U$ e $W_1 \not\prec W_2$, $W_2 \not\prec W_1$. Neste caso, o filtro para W_1 não é mais específico do que o filtro para W_2 (e vice-versa). Portanto, nenhum filtro pode ser considerado o “melhor” filtro para objetos de S . Este exemplo é mostrado graficamente na Figura 3.8.

Quando tentamos converter um objeto de S para o tipo T , devemos usar $W_1 \rightarrow T$ ou $W_2 \rightarrow T$? Qualquer um destes filtros poderia ser usado com objetos de S , mas ambos causariam perda de informação — o modo como $W_2 \rightarrow T$ trata os métodos comuns a W e U pode ser diferente da forma como $W_1 \rightarrow T$ os trata. Além disto, $W_1 \rightarrow T$ não mapeia os métodos de T possuídos por W_1 , mas não por W_2 . Como *Specific* retorna um filtro $W \rightarrow T$ (ou *false*) tal que $S \prec W$, este filtro pode ser usado para converter objetos de S para objetos de T .

O algoritmo é chamado em tempo de execução para a atribuição $t := u\_Exp$ como

Specific(S , U , T)

retornando o filtro escolhido ou *false*, se nenhum filtro ideal existir. Este último caso ocorre na hierarquia da Figura 3.8. Contudo, é garantido que este algoritmo nunca retornará *false* em tempo de execução. Isto porque ele é executado em tempo de compilação usando todas as possíveis combinações de parâmetros reais. Se ele retornasse *false* em tempo de execução, ele retornaria *false* em tempo de compilação. Por isto, a linguagem permanece estaticamente tipada.

O algoritmo *ShellTypeSafe* da Figura 3.9 executa *Specific*(S , U , T) com todos os valores possíveis para os parâmetros reais S , U e T em tempo de execução. Os valores assumidos por T são selecionados dentre um conjunto que contém todos os tipos X tal que existe um *adaptador* para converter algum tipo (qualquer um) para X . O tipo U assume todos os tipos tal que $U \rightarrow T$ seja definido, e S assume todos os subtipos de U . Lembre-se de que o algoritmo *Specific*(S , U , T) pode ser usado sempre que $U \rightarrow T$ existir e S for um subtipo de U .

3.4.3 Quando Filtros Redundantes são Removidos

Esta seção expõe um exemplo onde objetos filtro são removidos de $\mathcal{P}$ (seqüência de objetos filtro) em uma situação que exigiria o uso de *adaptadores*. Assuma que o sistema possua os tipos U , V e W e os *adaptadores* representados no grafo da Figura 3.10, onde uma flecha de U para V revela que existe um *adaptador* $U \rightarrow V$. Devido ao ciclo no grafo, os tipos U , V e W podem ser considerados

Algoritmo Specific(S, U, T)

```
{ Retorne a classe filtro mais específica que pode ser usada
  para converter objetos do tipo  $S$  em objetos do tipo  $T$ .
  Se  $W \rightarrow T$  for a classe filtro retornada,  $W$ 
  deverá ser subtipo de  $U$  e supertipo de  $S$ . O tipo
   $S$  é um subtipo do tipo  $U$  e garante-se
  a existência da classe filtro  $U \rightarrow T$ . Este
  algoritmo retorna false se nenhum filtro for
  considerado melhor que os outros (ambigüidade). }
```

if $S = U$

then

return $U \rightarrow T$

else

Seja $G = (V, E)$ um grafo onde:

- V é o conjunto de tipos que são subtipos de U e supertipos de S . Visto que $Y \prec Y$ para qualquer tipo Y , S e U pertencem a V ;
- há uma aresta dirigida em E de cada subtipo para cada um dos seus supertipos diretos considerando-se o conjunto V . Veja a definição de “supertipo direto” no Apêndice C. A relação de “supertipo direto” é usada para garantir que o grafo possui um número mínimo de arestas. Os supertipos indiretos de um tipo em particular podem ainda ser atingidos seguindo-se um caminho no grafo.

Então, é escolhido um tipo $W \in V$ tal que

1. $S \prec W \prec U$ (W pode ser S)
2. $W \rightarrow T$ existe
3. Não há subtipo X de W em V tal que $X \rightarrow T$ existe.

Se existir mais de um tipo que obedece às regras acima, retorne **false**. Caso contrário, retorne $W \rightarrow T$.

endif

Figura 3.7: Algoritmo para encontrar o filtro mais específico para S

Figura 3.8: Ambiguidade na escolha do filtro para S

Algoritmo **ShellTypeSafe()**

{ Retorna **false** se alguma ambigüidade com relação aos
adaptadores for possível em tempo de execução }

Seja $\gamma = \{ X \mid U \rightarrow X \text{ existe para algum tipo } U \text{ do programa} \}$

for each tipo $T \in \gamma$, do

for each tipo U tal que $U \rightarrow T$ existe, do

for each subtipo S de U , do

if **Specific**(S, U, T) = **false**

then

return **false**

endif

return **true**

Figura 3.9: Algoritmo **ShellTypeSafe**

Figura 3.10: Alguns tipos e seus adaptadores

Figura 3.11: Seqüência de objetos filtro para um objeto do tipo U

“equivalentes” no sentido de que um objeto de qualquer um destes tipos pode ser convertido para um objeto de qualquer outro tipo neste conjunto.

Se um objeto do tipo U for usado onde um objeto do tipo V era esperado, o filtro $U \rightarrow V$ será colocado sobre o objeto, resultando em um objeto do tipo V . Se este objeto, por sua vez, for fornecido onde um objeto do tipo W era esperado, o filtro $V \rightarrow W$ será usado, resultando na configuração mostrada na Figura 3.11, chamada de objeto $\mathcal{P}$, cujo tipo W .

O objeto $\mathcal{P}$ pode ser usado quando:

1. um supertipo de W for esperado. Neste caso, nenhum filtro será necessário e o número de objetos filtro de $\mathcal{P}$ permanecerá constante;
2. um objeto do tipo V for esperado, pois um filtro $W \rightarrow V$ existe. Entretanto, ao invés de usar este filtro, o sistema de tempo de execução removerá o último objeto filtro de $\mathcal{P}$ (cuja classe filtro é $V \rightarrow W$), resultando em um objeto do tipo V e reduzindo o número de objetos filtro de um;
3. um objeto do tipo U for esperado, pois um filtro $W \rightarrow U$ existe. Entretanto, ao invés de usar este filtro, o sistema de tempo de execução removerá ambos os objetos filtro de $\mathcal{P}$, resultando em um objeto do tipo U . O número de objetos filtro é reduzido de dois.

Pelo exemplo acima, percebe-se que um ciclo no grafo dos *adaptadores*, como $U \rightarrow V \rightarrow W \rightarrow U$, não permite um crescimento ilimitado no número de objetos filtro de $\mathcal{P}$. Veja os casos 2 e 3.

Se não houvesse ciclos no grafo dos *adaptadores* (ex: não houvesse $W \rightarrow V$ e $W \rightarrow U$), o número de objetos filtro de $\mathcal{P}$ não poderia ser aumentado, pois há somente uma alternativa para conversão de tipo de objetos do tipo W (como $\mathcal{P}$), que seria a conversão por subtipo — veja o caso 1. Formalizaremos esta ideia usando a atribuição $t := u\_Exp$ onde:

- o tipo declarado de t é T ;
- o tipo declarado de u_Exp é U , U não é um subtipo de T e o *adaptador* $U \rightarrow T$ existe. Isto significa que um objeto filtro deveria ser usado para esta atribuição;
- O objeto resultante de u_Exp em tempo de execução é uma seqüência de objetos $h_r, \dots, h_2, h_1, Q$, onde cada um refere-se ao próximo e h_i é um objeto filtro. Esta seqüência será chamada $\mathcal{P}$. O objeto Q será representado como h_0 a fim de uniformizar o texto para o objeto e seus objetos filtro.

Seja h_i o primeiro elemento da seqüência $h_0, h_1, \dots, h_{r-1}$ tal que

1. $\text{type}(h_i) \prec T$

ou

2. $\exists \text{type}(h_i) \rightarrow T$.

é válido.

Se 1 for válido, os objetos filtro $h_{i+1}, \dots, h_r$ não serão considerados. O sistema de tempo de execução fará a variável t referir-se ao objeto do tipo h_i . Então, a atribuição transformar-se-á em uma atribuição correta do tipo “Tipo:= Subtipo”. Portanto, se 1 for válido, nenhum filtro será colocado sobre $\mathcal{P}$. Melhor que isto: alguns objetos filtros não serão usados e poderão ser eliminados pelo coletor de lixo se nenhuma outra variável referir-se a eles.

Se 2 for válido, o sistema de tempo de execução desconsiderará os objetos filtro $h_{i+1}, \dots, h_r$ e colocará o filtro $\text{type}(h_i) \rightarrow T$ sobre o objeto resultante $h_0, h_1, \dots, h_i$. A atribuição resultante é do tipo “Tipo:= Tipo”, que é correta.

Ambos os casos, 1 e 2, desconsideram alguns objetos filtro de $\mathcal{P}$, fazendo o envio de mensagens mais rápido³ e não permitindo um crescimento ilimitado no número de objetos filtro.

Se 1 e 2 forem falsos, então a classe filtro retornada por $\text{Specific}(\text{type}(h_r), U, T)$ será colocada em $\mathcal{P}$, capturando a semântica dos *adaptadores* apresentada previamente.

Note que os itens 1 e 2 não podem ocorrer ao mesmo tempo, pois uma classe filtro $\text{type}(h_i) \rightarrow T$ é proibida se $\text{type}(h_i) \prec T$.

3.4.4 Caso Geral

Esta seção reúne todos os algoritmos. Um *adaptador* é um mecanismo para converter um objeto de um tipo para um outro objeto de outro tipo. Ele é usado somente em atribuições, incluindo passagem de parâmetros para procedimentos e métodos.

Então estudaremos as instruções do tipo $t := u\_Exp$ onde o tipo declarado de t é T e o de u_Exp é U . O compilador conhece os tipos de t e u_Exp porque a linguagem exige que o tipo de cada expressão ou variável seja determinado em tempo de compilação.

Se $U \prec T$, a atribuição já será correta com relação a tipos e será compilada normalmente. Se $U \not\prec T$, o compilador testará se o *adaptador* $U \rightarrow T$ foi definido no arquivo *shell*. Se ele não foi, haverá um erro de compilação. Se ele foi, a atribuição $t := u\_Exp$ será trocada por

$t := \text{Convert}(T, U, u\_Exp)$

e compilada. Convert é o algoritmo da Figura 3.12.

As pré-condições do algoritmo Convert são $U \not\prec T$ e a existência do *adaptador* $U \rightarrow T$, satisfeitas pelos parágrafos acima. Agora provaremos que esta substituição é correta com relação a tipos.

Proposição 3.4 *O algoritmo Convert e a atribuição $t := \text{Convert}(T, U, u\_Exp)$ são corretamente tipados.*

³Isto depende da implementação. Talvez a velocidade de execução não seja modificada.

Algoritmo Convert($T, U, \mathcal{P}$)

{ Existe uma atribuição $t := u\_Exp$ onde o tipo declarado de t é T e o de u_Exp é U , $U \not\prec T$ e o adaptador $U \rightarrow T$ existe. $\mathcal{P}$ é o resultado da avaliação de u_Exp em tempo de execução, e pode ser representado como $h_r, \dots, h_1, h_0$ ($r \geq 0$), e h_i , $r \leq i \leq 1$, é um objeto filtro; e h_0 é o objeto original. Este algoritmo retorna um ponteiro newFilter para um objeto $\mathcal{R}$ tal que $type(\mathcal{R}) \prec T$ e, portanto, newFilter pode ser atribuído a t . }

```

I  Seja  $h_j$  o primeiro elemento da sequência  $h_0, h_1, \dots, h_{r-1}$  tal que
    1.  $type(h_j) \prec T$ 
      ou
    2.  $\exists type(h_j) \rightarrow T$ 
    if 1 for válido
    then
II   newFilter =  $h_j$ 
    else
      if 2 for válido
      then
III    Seja  $W \rightarrow T$  o adaptador  $type(h_j) \rightarrow T$ . Então, o
        compilador criou uma classe  $W@T$ .
        newFilter =  $W@T.new()$ 
        { faça-o referir-se a  $h_j$  }
        newFilter.object =  $h_j$ 
      else
        { Crie objeto filtro da classe retornada por Specific }
IV   Seja  $W \rightarrow T$  o adaptador retornado por
      Specific( $type(h_r), U, T$ )
      Então, o compilador criou a classe  $W@T$ .
      newFilter =  $W@T.new()$ 
      { Faça-o referir-se a  $\mathcal{P}$  }
      newFilter.object =  $h_r$ 
    endif
  endif
return newFilter

```

Figura 3.12: Algoritmo que encontra o modo correto de converter $\mathcal{P}$ para o tipo T

Prova: O algoritmo `Convert` sempre retorna um ponteiro `newFilter`, independentemente de qual ramo do comando `if` tenha sido executado. Se os comandos da parte `then` número II forem executados, `newFilter` receberá h_j e, portanto, $\text{type}(\text{newFilter}) \prec T$.

Se os comandos da parte `then` número III forem executados, um objeto filtro da classe $W \rightarrow T$ será atribuído a `newFilter`. Como $W \rightarrow T = \text{type}(h_j) \rightarrow T$, $\text{type}(\text{newFilter}) \prec T$, por definição. De fato, $\text{type}(\text{newFilter}) = T$. Esta classe filtro possui uma variável de instância `object` do tipo $\text{type}(h_j)$ (de acordo com o algoritmo `CreateNewAdapter`), inicializada na próxima atribuição, `newFilter.object = h_j`, o que está corretamente tipado.

Se os comandos da parte `else` número IV forem executados, a `newFilter` será atribuído um objeto filtro recém-criado da classe filtro $W \rightarrow T$. Esta classe filtro foi retornada por `Specific(type(hr), U, T)`. Portanto, $\text{type}(\text{newFilter}) = T$, o que significa que $\text{type}(\text{newFilter}) \prec T$. O algoritmo `Specific` sempre retorna uma classe filtro em tempo de execução e não `false`. Isto é garantido por `ShellTypeSafe`, que executa `Specific` em tempo de compilação com todas as combinações de parâmetros possíveis em tempo de execução. Se uma das execuções retornar `false`, `ShellTypeSafe` sinalizará um erro em tempo de compilação.

Se $W \rightarrow T$ for a classe filtro retornada por `Specific(type(hr), U, T)` em tempo de execução, então, segundo a definição deste algoritmo, $\text{type}(h_r) \prec W \prec U$. Isto é válido qualquer que seja o ramo do comando `if` do algoritmo `Specific` executado — veja Figura 3.7. Se a parte `then` for executada, $\text{type}(h_r) = U$, $W = U$; portanto, $\text{type}(h_r) = W = U$, o que significa que $\text{type}(h_r) \prec W \prec U$. Se a parte `else` for executada, esta propriedade será verdadeira por definição.

A variável de instância `object` de `newFilter` possui o tipo W por definição do algoritmo `CreateNewAdapter` e para ela é atribuída o objeto h_r do tipo $\text{type}(h_r)$. Esta atribuição é corretamente tipada porque $\text{type}(h_r) \prec W$, como provado acima.

O objeto retornado por `Convert(T, U, u_Exp)` é `newFilter`, que é sempre um subtipo de T . Então, a atribuição `t := Convert(T, U, u_Exp)` é corretamente tipada porque T é o tipo de `t`. Como já provamos que `Convert` não possui erros de tipos, provamos toda a proposição. $\square$

3.4.5 Restrições nas Definições de *Adaptadores*

Algumas definições de *adaptadores* são consideradas ilegais pelo compilador por causa do relacionamento delas com outros *adaptadores* e/ou tipos. A seguir, estão as restrições que *adaptadores* devem obedecer.

Restrição 3.1 *Dadas as classes B e A tais que $B \prec A$, o conjunto de filtros $B \rightarrow C_1 \rightarrow C_2 \rightarrow \dots C_n \rightarrow A$ e $A \rightarrow C_1 \rightarrow \dots C_n \rightarrow B$ não é válido para qualquer $n \geq 0$. O primeiro filtro seria redundante e ambíguo⁴ porque ele permite que um*

⁴Ambíguo para o programador, mas não para o algoritmo `Specific`, que escolheria um único filtro (se necessário), mesmo se esta configuração fosse válida.

objeto do tipo B seja convertido para um objeto do tipo A de uma forma diferente de conversão por subtipo. A segunda sequência de filtros é ilógica, pois ela afirma que um objeto de um supertipo poderia ser considerado um objeto de um subtipo. Se $n = 0$, $B \rightarrow A$ será ilegal. Portanto, nunca haverá ambigüidade entre os itens 1 e 2 no algoritmo **Convert**.

Restrição 3.2 Usaremos $B \hookrightarrow A$ para significar que existe $B \rightarrow A$ ou $B \prec A$. Em outras palavras, há um meio de converter objetos do tipo B em objetos do tipo A . Então é proibido existir um ciclo

$$C_1 \hookrightarrow C_2, C_2 \hookrightarrow C_3, \dots, C_{n-1} \hookrightarrow C_n, C_n \hookrightarrow C_1$$

se existir $1 \leq i < n$ tal que $C_i \prec C_{i+1}$ ou $C_n \prec C_1$. Em um ciclo, cada tipo poderia ser convertido para qualquer outro tipo do ciclo. Se isto acontecesse, um supertipo (ex: C_{i+1}) poderia ser tratado como se ele fosse um subtipo (e.g. C_i).

3.4.6 Limites no Número de Objetos Filtro

O número de objetos filtro que podem ser colocados em um objeto possui um limite máximo no número de classes adaptadoras definidas no programa. Assim, se o programador definiu cinco classes adaptadoras, nenhum objeto em tempo de execução será embrulhado com mais de cinco objetos adaptadores. De fato, o número máximo de objetos filtro calculados em tempo de compilação pode ser menor que o número de adaptadores.

O limite superior do número de objetos filtro que podem cobrir um objeto em um programa é dado pela Proposição 3.5 abaixo, que usa um grafo cujos vértices são os tipos do sistema e haverá uma aresta (B, C) de B para C se a classe filtro $B \rightarrow C$ existir.

Proposição 3.5 Seja K o número de arestas do maior caminho entre quaisquer dois vértices do grafo. Um caminho é uma sequência $(v_1, v_2), (v_2, v_3), \dots, (v_{n-1}, v_n)$ tal que $v_i \neq v_j$ para $i \neq j$, $1 \leq i, j \leq n$. Então, o número máximo de objetos filtro que podem ser colocados em qualquer objeto do sistema é menor ou igual a K .

Prova: Suponha que objetos filtro das classes filtro $(A_1, A_2), \dots, (A_K, A_{K+1})$ foram colocados sobre um objeto Q , nesta ordem, resultando em um objeto P . K é o tamanho de um dos maiores caminhos no grafo (pode haver mais de um caminho com tamanho K , mas nenhum com tamanho $> K$). Se o algoritmo **Convert** tentou colocar um filtro a mais (A_{K+1}, B) em P , uma de duas coisas aconteceu:

1. $B = A_i$, $1 \leq i \leq K$. Há um ciclo no grafo e neste caso os objetos filtro das classes filtro $(A_i, A_{i+1}), (A_{i+1}, A_{i+2}), \dots, (A_K, A_{K+1})$ são descartados, resultando em um objeto cujo objeto filtro mais externo já possui o tipo B . Nenhum objeto filtro é colocado sobre o objeto. Então, o número de objetos filtro se mantém $\leq K$. Uma configuração deste tipo é mostrada na Figura 3.13, onde há um ciclo A_3, A_4, A_5, A_6 e tipos A_1 e A_2 estão fora dele;
2. existe um caminho entre A_1 e B cujo tamanho é $K + 1$, o que é contra a hipótese.

Figura 3.13: Um ciclo de tipos equivalentes

□

Na prática, o número máximo de objetos filtro pode ser um número L , $L < K$, por duas razões: primeiro, isto pode acontecer devido ao uso da conversão por subtipo, ao invés da conversão por *adaptadores*. Lembre-se de que, se um objeto deve ser convertido para um tipo que é subtipo do tipo de algum de seus objetos filtro, nenhum filtro é necessário. Veja item 1 da página 61.

Segundo, alguns caminhos de execução do programa nunca serão executados, não importando a entrada do programa. Estes caminhos não podem ser descobertos em tempo de compilação. É possível que estes caminhos “proibidos” sejam exatamente aqueles caminhos que colocariam K filtros nos objetos do sistema. Então, se eles não ocorrerem, o número máximo de objetos filtro sobre qualquer objeto em tempo de execução será menor do que K .

3.5 Solução dos Problemas

Agora os problemas apresentados no início deste capítulo podem ser resolvidos. É necessário um filtro para converter objetos **Pessoa** para objetos **Person** e outro para fazer o mesmo com objetos de **Estudante**. Estes dois filtros são apresentados na Figura 3.14.

Os nomes de classes usados na declaração de *adaptadores* significam, na prática, “tipos”. Nomes de classes são usados, ao invés de nomes de tipos, porque a linguagem não possui nenhuma construção para definir tipos. O mesmo acontece na declaração do tipo de uma variável. Colocamos o nome de uma classe, mas de fato o nome significa “o tipo da classe”. A variável pode referir-se a objetos de qualquer classe que seja subtipo do tipo da classe com a qual ela é declarada. *Adaptadores* são usados para converter objetos de um dado *tipo* para outro *tipo*, não importando a classe dos objetos.

```

class Pessoa -> Person
  public:
    proc print();
      begin
        object.imprime();
      end
endclass

class Estudante -> Person
  public:
    proc print();
      begin
        object.imprime();
        object.imprime2();
      end
endclass

```

Figura 3.14: Filtros para tipos `type(Pessoa)` e `type(Estudante)`

3.6 Implementação

Adaptadores não possuem nenhum problema de implementação. Uma classe adaptadora simplesmente define alguns métodos que redirecionam suas mensagens para uma variável de instância. Nenhum algoritmo especial de busca por método é necessário. Todos os algoritmos necessários pelo compilador e sistema de tempo de execução para implementar *adaptadores* foram completamente especificados neste capítulo.

3.7 Trabalhos Relacionados

Strom e Yellin [30] propuseram uma técnica para construir *adaptadores* de modo semi-automático. Contudo, os *adaptadores* deles possuem algumas diferenças com relação aos *adaptadores* aqui propostos. O objetivo de Strom e Yellin é permitir a colaboração entre objetos de diferentes classes, mas obedecendo a algumas restrições de seqüência. Eles definem uma “especificação de colaboração” que consiste em um conjunto de mensagens que cada objeto da colaboração deve suportar, e na seqüência permitida em que as mensagens podem ser enviadas. Por exemplo, a mensagem `Read` somente pode ser enviada após `Open`. Os *adaptadores* de Strom e Yellin permitem usar uma classe em uma “especificação de colaboração” mesmo quando o tipo da classe não for exatamente o tipo requerido.

Honiden et al. [31] descrevem “adaptação de métodos”. Em uma rede, quando um objeto Q é movido de um nó para outro, ele pode ter problemas ao enviar mensagens para os objetos do novo nó, pois os nomes das mensagens/tipos dos

parâmetros podem ser diferentes no novo ambiente. Quando Q envia uma mensagem a um objeto no novo nó, o meta-objeto⁵ deste objeto traduz a mensagem em uma outra que o objeto pode responder. A tradução das mensagens é feita dinamicamente, o que é semelhante ao mapeamento de assinaturas de métodos feita por *adaptadores*. A diferença é que *adaptadores* fazem uma tradução estática das mensagens que um objeto pode *receber*, enquanto que “adaptação de métodos” faz tradução dinâmica de mensagens que um objeto pode *enviar*.

Gluons [24] são objetos que mediam a comunicação entre dois objetos (no caso simples). Então, eles podem desempenhar o mesmo papel que *adaptadores*. Uma mensagem enviada para um objeto de um gluon pode fazer com que o gluon envie uma outra mensagem com uma assinatura diferente para outro objeto.

---

⁵Veja Capítulo 8.

Capítulo 4

Extensão de Classe

4.1 Introdução

Extensão de classe permite adicionar métodos a uma classe sem editar o código fonte da classe diretamente. Uma *extensão de classe* pode ser acoplada a várias classes, adicionando os seus métodos e variáveis de instância a cada uma destas classes. O acoplamento de uma *extensão de classe* é feito por um comando do arquivo *shell* e não diretamente no arquivo do programa. Embora esta idéia pareça semelhante à herança, ela pode resolver problemas que herança não pode. Além disto, herança é usualmente limitada a expressar relacionamentos do tipo “é-um” (*is-a*) e *extensão de classe*, não. Portanto, a classe de problemas nos quais *extensão de classe* pode ser usada é, de certo modo, maior do que a classe de problemas nos quais herança pode.

A proposta de *extensão de classe* apresentada nesta tese foi baseada no trabalho de Ossher e Harrison [10] e em classes mixin [23], embora ela se pareça com *enhance types* de Horn [40] e *descriptive classes* de Sandberg [41]. Antes de definir *extensão de classe*, serão apresentados alguns problemas que não podem ser resolvidos satisfatoriamente usando construções convencionais de orientação a objetos.

4.2 Alguns Exemplos de Problemas

Suponha que uma classe `Car` de uma biblioteca de classes seja usada em um programa. Precisamos trocar o método `SpeedUp` desta classe por um método nosso e adicionar o método `GetMaxSpeed`.

Esta modificação pode ser feita criando-se uma subclasse `XCar` de `Car` e trocando-se todas as ocorrências da classe `Car` no programa por `XCar`, o que é uma fonte de erros. Mesmo a redefinição de apenas um método da classe `Car` exigiria uma grande quantidade de modificações no código. A classe `Car` poderia ser modificada, mas isto nem sempre é possível, pois o seu código pode não estar disponível. Mesmo se temos acesso ao código de `Car`, esta classe deveria ser modificada a cada nova versão da biblioteca de classes.

Suponha que exista um programa com diversas classes para a manipulação de estruturas de dados (listas, filas, conjuntos, etc). É necessário acrescentar

um método `addall` em todas estas classes. Este método deve somar todos os elementos (números inteiros) armazenados em um objeto de qualquer classe e retornar o valor obtido. Todas as classes possuem métodos iteradores¹ com os mesmos nomes e eles armazenam somente valores do tipo inteiro. Uma classe que define um iterador é, no máximo, o único tipo ou abstração comum às classes.

Os métodos iteradores são `reset()`, para inicializar o iterador, e

`next() : (integer, boolean)`

para obter o próximo elemento do conjunto.²

Não é aconselhável definir uma subclasse com um método `addall` para cada uma das classes para estruturas de dados. Isto duplicaria o código do método para cada classe.

Criar uma superclasse comum às classes é melhor. Podemos definir uma superclasse abstrata, digamos `Eaddall`, que possui os métodos `reset`, `next` e `addall`. As subclasses desta classe, que são as classes de estruturas de dados, deveriam possuir os métodos iteradores e elas herdariam o método `addall`.

Esta solução não funciona quando:

1. o método a ser adicionado (neste caso, `addall`) deveria se sobrepor ao método de mesmo nome da classe; isto é, a busca por um método (por exemplo, `addall`) deveria começar em `Eaddall` e então, se ele não fosse encontrado lá, continuar na classe da estrutura de dados;
2. o método a ser adicionado possuir um valor de retorno cujo tipo deve ser a classe da estrutura de dados.

Se o item 1 for necessário, a criação de uma superclasse não será útil. A busca por um método começaria na classe da estrutura de dados e continuaria, se necessário, em `Eaddall`. Neste caso, a criação de uma subclasse seria melhor se esta solução não possuísse os problemas já apresentados.

Como um exemplo do item 2, suponha que seja necessário adicionar um método `union` para cada classe de estrutura de dados. O método `union` concatena duas estruturas de dados, retornando a estrutura resultante:

```
proc union( other : T ) : T;
```

```
{ Adicione other para os elementos de self e retorne a  
  estrutura resultante }
```

T é a classe de estrutura de dados para a qual `union` deve ser adicionado.

Então, para uma classe `List` deveria ser adicionado um método

```
proc union( other : List ) : List
```

Tentaremos criar uma superclasse para resolver este problema. Podemos definir uma superclasse abstrata `Eunion` com métodos `reset`, `next` e `union`. O método `union` deveria ser

```
proc union( other : Eunion ) : Eunion;
```

e as classes de estrutura de dados deveriam herdar `Eunion`, redefinindo os métodos iteradores.

---

¹Métodos para obter os elementos de um conjunto qualquer, um a um.

²Um método pode retornar mais de um valor.

```

class (T0 : A0)#E(T1 : A1; T2 : A2; ...Tn : An)
  private:
    { métodos e variáveis de instância }
  public:
    { métodos }
endclass

```

Figura 4.1: Sintaxe para uma *extensão de classe*

O problema com esta solução é que ele causa um erro de tipos. Suponha que `List` herda de `Eunion`. O código

```

var K, L : List;
...
K := L.union(K);
...

```

é incorreto porque ele possui uma atribuição do tipo “Subtipo:= Tipo” (“`List:= Eunion`”).

Este erro pode ser corrigido pela construção “like current” de Eiffel. A expressão “like x” resulta na classe com que x foi declarado. “like current” resulta no tipo da classe corrente, isto é, no tipo da classe onde esta expressão se encontra. Então, se `union` for declarado em `Eunion` como

```

proc union( other : Eunion ) : like current

```

ele possuirá a assinatura

```

union( Eunion ) : List

```

na classe `List` e a atribuição recém-descrita tornar-se-á correta.

O compilador copiaria o texto do método `union` para a subclasse `List`, mudaria a sua assinatura e o compilaria novamente. Contudo, neste caso haveria um erro de tipos. Os tipos dos valores retornados por `union` em `Eunion` são subtipos de `Eunion`³ e `union` de `List` exige que eles sejam subtipos de `List`. Como pode existir uma classe subtipo de `Eunion`, mas não seja subtipo de `List`, o compilador sinaliza um erro de tipos.

4.3 A Definição de *Extensão de Classe*

Extensão de classe usa uma sintaxe semelhante a classes parametrizadas e é declarada como mostrado na Figura 4.1. A classe `E` é instanciada como uma classe parametrizada normal:

```

shell B0#E(B1, ... Bn)

```

A declaração da classe e sua instanciação são colocadas no arquivo *shell*. A instanciação adicionará os métodos e variáveis de instância de `E` à classe `B0`.

Uma *extensão de classe* é representada como

```

(Nome, PrimParametro, Parametros, VariaveisDeInstancia, Metodos)

```

³Os valores seriam provavelmente objetos de `Eunion`.

Figura 4.2: Representação da herança criada pela instanciação de uma extensão de classe

onde *Nome*, *Parametros*, *VariaveisDeInstancia* e *Metodos* possuem o mesmo significado que na representação de classes parametrizadas. *PrimParametro* é composto por um nome e um tipo — ele corresponde a (T_0, A_0) do exemplo da Figura 4.1.

A extensão de classe

$(E, (T_0, A_0), ((T_1, A_1), (T_2, A_2), \dots (T_n, A_n)), IVs, Ms)$

é transformada pelo compilador na classe parametrizada

$E' = (E, ((T_0, A_0), (T_1, A_1), \dots (T_n, A_n)), \{\}, IVs, Ms, \{\}, \{\})$

e, quando o compilador encontrar a instanciação

`shell B0#E(B1, ... Bn)`

de E , ele:

1. instanciará E' com $B_0, B_1, \dots B_n$, criando uma nova classe B'_0 ;
2. renomeará B_0 como B'_0 e B'_0 como B_0 ;
3. fará B_0 herdar de B'_0 ;
4. trocará todos os símbolos “object” em B_0 por “super(B'_0)”;
5. inserirá a nova classe B_0 no arquivo do programa.

Uma representação gráfica da instanciação é mostrada na Figura 4.2. A instanciação requer a localização da classe B_0 no arquivo do programa, já que ela deve ser usada como um parâmetro para E e o seu nome deve ser mudado. Não podemos considerar a localização da classe B_0 como possível sem discussão, pois algumas partes do programa foram feitas usando a nova classe B_0 e não foram compiladas ainda. Então, podem existir erros de sintaxe. Entretanto, garantimos que a classe B_0 pode ser localizada porque:

- se existir erros de sintaxe no programa, eles devem ser corrigidos antes que a instanciação continue;

- se não existir erros sintáticos, a única regra da gramática da linguagem afetada pela adição de métodos a B_0 é “`MessageSend ::= ...`”, a qual não impede o compilador de encontrar a classe B_0 pela regra “`ClassDec ::= ...`” — veja Apêndice B.

Agora, a linha

```
shell B0#E(B1, ... Bn)
```

que causou a instanciação é removida do arquivo *shell* e a compilação começa novamente usando o novo programa criado pela instanciação.

Podem existir erros de tipo na classe B_0 e no código que usa esta classe, mas estes erros são descobertos em tempo de compilação, pois o programa é recompilado.

Um exemplo de erro ocorre quando:

- existe uma classe S tal que $\text{type}(S) \prec \text{type}(B_0)$ e S não herda de B_0 ;
- variáveis do tipo B_0 são usadas para se referir a objetos do tipo S ;
- uma *extensão de classe* adiciona métodos a B_0 não pertencentes a $\text{type}(S)$. Então, $\text{type}(S)$ não é mais um subtipo de $\text{type}(B_0)$ e variáveis do tipo B_0 não podem se referir a objetos do tipo S .

Pela definição de *extensão de classe* dada acima, a classe original B_0 é substituída pela instanciação da classe E , que herda a antiga classe B_0 . Quando uma mensagem for enviada a um objeto da classe B_0 ,

- se a *extensão de classe* E possuir um método m , este será executado;
- caso contrário, a busca por método m será feita na antiga classe B_0 e suas superclasses.

Isto significa que os métodos da *extensão* se sobrepõem aos métodos da classe B_0 com os mesmos nomes.

Os métodos de E podem invocar os métodos de B_0 através da palavra chave `object`. A instrução

```
object.m(...)
```

é transformada em “`super(B'0).m(...)`”, onde B'_0 é a classe B_0 antiga. Então, a busca por m será feita na classe original B_0 . A classe E pode referir-se a ela mesma usando a sintaxe

```
class(self)
```

como qualquer classe parametrizada.

Não é permitido criar objetos de uma *extensão de classe*, pois os seus métodos podem se referir a métodos do tipo T_0 e alguns destes métodos podem não estar definidos em E .

Imagine que existam método m e n , $m \in E$, $m \in$ ao original B_0 , $n \in$ ao original B_0 , $n \notin E$. Dentro de n , há o envio da mensagem m para `self`. Se a mensagem n for enviada para um novo objeto de B_0 (veja a Figura 4.2), o método n na antiga classe B_0 será executado. Quando o código de n enviar a mensagem m para `self`, a busca por m começará no novo B_0 e, portanto, o método m de E será executado.

Concluimos que o método *m* de *E* realmente substitui o método *m* do antigo *B₀*, mesmo do ponto de vista dos métodos antigos de *B₀*, como *n*.

Como resultado, os métodos da *extensão de classe* devem manter a semântica do tipo *T* (parâmetro formal), o qual é substituído pela classe *B₀* quando a associação de *E* com *B₀* acontece. Esta mesma regra se aplica à criação de subclasses. Os métodos da subclasse devem manter a semântica da superclasse.

4.4 Solução dos Problemas

Nesta seção usaremos *extensão de classe* para resolver os problemas propostos no começo deste capítulo.

O primeiro problema é substituir um método *SpeedUp* da classe *Car* e adicionar um método *GetMaxSpeed*. Isto é feito colocando-se a *extensão de classe* *SlowCar* da Figura 4.3 sobre a classe *Car*:

```
shell Car#SlowCar
```

Quando o programa for compilado, o método *SpeedUp* de *SlowCar* cobrirá o método com o mesmo nome de *Car*. O método *GetMaxSpeed* e a variável de instância *MaxSpeed* serão adicionadas a esta classe.

A Figura 4.3 mostra uma classe *BasicCar* que declara os métodos que uma classe deve possuir para ser associada à *extensão* *SlowCar*. A classe *BasicCar* funciona apenas como uma interface e deveria ser definida no arquivo de programa. A classe *SlowCar* é definida no arquivo *shell*.

Esta *extensão de classe* pode ser reusada com outras classes. Não é necessário alterar os métodos de *Car* para modificar esta classe. Isto significa que qualquer seqüência de modificações é gravada nas extensões de classe. A liberação de uma nova classe *Car* não causa nenhum problema: o programa apenas deve ser compilado novamente.

O segundo problema é adicionar um método *addall* a várias classes de estruturas de dados. Isto é feito colocando-se a *extensão de classe* *Eaddall* da Figura 4.4 sobre as classes:

```
shell ListInt#Eaddall
shell SetInt #Eaddall
shell Collect#Eaddall
```

O terceiro problema é adicionar um método

```
proc union( other : T ) : T
```

a várias classes de estruturas de dados, onde *T* deve ser substituído pelo nome de cada classe. Este problema é resolvido facilmente pela *extensão de classe* *Eunion* da Figura 4.5. Cada classe associada a esta *extensão de classe* deve possuir, além dos métodos iteradores, um método *ins* (para inserir elementos na estrutura de dados) e um método *init* (para inicializar o objeto). A *extensão de classe* é então acoplada às classes, como nos exemplos anteriores.

O problema resolvido acima pode ser generalizado permitindo-se:

```

class BasicCar
    { Esta classe apenas define uma interface para ser
      usada com SlowCar }
    public :
        proc Speed() : real; begin end
        proc SpeedUp(ds : real); begin end
endclass

class (T : BasicCar)#SlowCar
    private :
        var MaxSpeed : real;
    public :
        proc SpeedUp( ds : real );
        begin
            { Aumenta a velocidade de ds unidades, mas somente
              se ela nao exceder 55. }
            { Use o metodo Speed de T }
            if object.Speed() + ds < 55
            then
                { Chama o metodo SpeedUp da classe T }
                object.SpeedUp(ds);
                { Chama o metodo Speed da classe T. O mesmo que
                  object.Speed() }
                if MaxSpeed < Speed()
                then
                    MaxSpeed:= Speed();
                endif
            endif
        end
        proc GetMaxSpeed() : real;
        begin
            return MaxSpeed;
        end
endclass

```

Figura 4.3: *Extensão de classe* para a classe Car

```

class Caddall
    { Esta classe apenas define uma interface }
public:
    proc reset(); begin end
    proc next() : (integer, boolean); begin end
endclass

class (T : Caddall)#Eaddall
public:
    proc addall() : integer;
        var s, x : integer;
            ok : boolean;

        begin
            reset(); { Chame o metodo reset da classe
                       que substitui T. Isto e' o mesmo que
                       "object.reset()". }

            s:= 0;
            repeat
                x, ok:= next();
                if ok
                then
                    s:= s + x;
                endif
                until not ok;
            return s;
        end
    endclass

```

Figura 4.4: *Extensão de classe Eaddall com método addall*

```

class Cunion
    { Esta classe apenas define uma interface }
    public:
        proc reset(); begin end
        proc next() : (integer, boolean); begin end
        proc ins( x : integer ); begin end
        proc init(); begin end
endclass

class (T : Cunion)#Eunion
    public:
        proc union( other : T ) : T;
            var r : T;
                x : integer;
                ok : boolean;

            begin
                r := T.new();
                r.init();
                reset();
                repeat
                    x, ok := next();
                    if ok
                        then
                            r.ins(x);
                        endif
                    until not ok;
                other.reset();
                repeat
                    x, ok := other.next();
                    if ok
                        then
                            r.ins(x);
                        endif
                    until not ok;
                return r;
            end
endclass

```

Figura 4.5: *Extensão de classe Eunion com método union*

```

class Any
    { O tipo desta classe eh um supertipo do tipo de
      qualquer outra classe }
    public:
endclass

class Cunion[ U : Any ]
    public:
        proc reset(); begin end
        proc next() : (U, boolean); begin end
        proc ins( x : U ); begin end
        proc init(); begin end
endclass

class (T : Cunion[U])#Eunion
    public:
        proc union( other : T ) : T;
            var r : T;
            x : U;
            ok : boolean;
        begin
            ...
        end
endclass

```

Figura 4.6: *Extensão de classe* Eunion para estruturas de dados que armazenam objetos de qualquer tipo

- acoplar Eunion a classes incompatíveis com `type(Cunion)`. Estas classes seriam funcionalmente compatíveis com `Cunion`, mas teriam alguns métodos e tipos de parâmetros diferentes dos existentes nesta classe. Por exemplo, poderíamos acoplar Eunion a uma classe `Queue` que possui métodos `initIter`, `getNext`, `insTail` e `setUp`. ao invés dos métodos definidos em `Cunion`;
- armazenar objetos de qualquer tipo em objetos das classes para estruturas de dados. Nos exemplos acima, assumimos que somente valores `integer` poderiam ser armazenados.

A primeira generalização descrita acima não é possível no modelo corrente, embora esperemos introduzi-la em futuras versões de *extensão de classe*. Isto será feito combinando-se adaptadores com classes parametrizadas.

Para resolver a segunda generalização, podemos usar o fato de que uma classe parametrizada permite como parâmetro formal uma outra classe parametrizada. Assim, o tipo do parâmetro `T` da *extensão de classe* Eunion pode se tornar uma

classe parametrizada cujo tipo é o tipo dos objetos a serem armazenados na estrutura de dados. Um exemplo é mostrado na Figura 4.6.

Então, Eunion pode ser acoplada à classe SetReal. Esta classe armazena números reais e possui o tipo

```
{ reset(), next() : (real, boolean), ins(real), init(),  
  empty() : boolean, isInSet(real) : boolean }
```

Poderíamos fazer

```
shell SetReal#Eunion
```

4.5 Implementação

Extensão de classe é implementada substituindo-se texto no arquivo do programa e no arquivo *shell*. Ela pode resultar em erros de compilação e isto é permitido pela construção. Não há nenhuma técnica especial para implementar *extensão de classe*. Isto pode ser feito usando-se a sequência de comandos dada neste capítulo.

4.6 Trabalhos Relacionados

A proposta de *extensão de classe* apresentada nesta tese foi baseada em classes mixin [23] e *extensões* de Ossher e Harrison [10], embora ela se assemelhe a *enhance types* de Horn [40] e *descriptive classes* de Sandberg [41]. Contudo, há algumas diferenças a serem discutidas.

Extensões, na forma definida por Ossher e Harrison [10], são separadas do código do programa, como extensões de classes. Diferente da nossa proposta, uma classe pode ser estendida sem a recompilação do seu código.⁴ Contudo, não é possível existir um método como union do exemplo anterior no qual o tipo de um parâmetro é a classe na qual a extensão será acoplada.

Uma classe mixin pode ser adicionada a várias classes não relacionadas na hierarquia de herança. O mixin adiciona o seu código a todas elas. Contudo, classes mixin devem ser herdadas pelas classes em que elas são acopladas, o que significa que o seu uso deve ser planejado. *Extensão de classe* permite modificar o comportamento de uma classe existente sem nenhuma modificação do código. Editar o código fonte e alterá-lo diretamente é inseguro e usualmente introduz erros no programa.

Classes mixin têm sido utilizadas como uma técnica de programação em CLOS. Esta linguagem não é estaticamente tipada e permite o uso de mixins sem nenhum suporte pela linguagem. Bracha e Cook [23] propuseram uma versão estaticamente tipada de mixins para Modula-3 [32], semelhante a *extensão de classe* e à proposta de classes mixins deste capítulo. Na proposta deles, uma classe mixin conhece somente as assinaturas de alguns métodos das classes em que a classe mixin pode ser acoplada. Então, dentro de uma classe mixin podem existir chamadas a métodos destas classes e o compilador sabe estaticamente se o

⁴Isto pode ser feito por *extensão dinâmica*, definida no Capítulo 6.

```

class Mixin1[ T : A ] inherits T
...
endclass

class Mixin2[ U : A ] inherits U
...
endclass

class C inherits Mixin1[ Mixin2[B] ]
...
endclass

class D inherits Mixin2[ Mixin1[B] ]
...
endclass

```

Figura 4.7: Classes mixins feitas com classes parametrizadas

acoplamento de uma classe mixin é correto. Ao contrário de *extensão de classe*, não há nenhum modo de uma classe mixin declarar uma variável cujo tipo é a classe na qual o mixin será acoplado.

É interessante notar que classes mixins podem ser implementadas usando o fato de que uma classe parametrizada pode herdar de um de seus parâmetros. Como exemplo, a Figura 4.7 mostra duas classes mixins *Mixin1* e *Mixin2* que podem herdar de classes conformantes a *type(A)*. Estes dois mixins podem ser combinados em qualquer ordem, como ocorre com as classes *C* e *D*. Na classe *C*, os métodos de *Mixin1* se sobrepõe aos métodos de mesmo nome de *Mixin2*. Na classe *D*, ocorre o contrário.

Extensão de classe é muito semelhante a *enhance types* de Horn [40], embora tenha sido desenvolvida independentemente desta construção. A principal diferença entre elas é no acoplamento de uma classe a outra. Com *extensão de classe*, isto se faz em um arquivo separado (arquivo *shell*), e o comportamento do código existente pode ser modificado sem editar o programa. Os *enhance types* permitem acoplar uma classe a outra na declaração de uma variável. Isto é, uma nova classe é criada na declaração, a qual é composta pelo *enhance type* acoplado à classe normal. Isto seria semelhante a instanciar a *extensão de classe* *Eunion* com *ListInt* em uma declaração de variável:

```
var a, b : ListInt#Eunion;
```

Apesar de *enhance types* e *extensões de classes* possuírem funções semelhantes, esta última construção é mais fácil de entender. *Enhance types* possuem regras complexas de subtipagem/conformidade e existem nada menos que quatro diferentes maneiras de usá-los: estática, dinâmica, temporária e *protacted*.

Sandberg [41] propôs *descriptive classes*, também semelhantes a extensões de classes. Uma classe *descriptive* é um tipo de classe parametrizada que pode ser

acoplada a uma classe existente, o que faz da classe uma instância da classe *descriptive*. Isto é feito por uma instrução especial.

O acoplamento de uma classe *descriptive* a uma classe pode ser feita após a definição da classe (como *extensão de classe*) e a linguagem permanece estaticamente tipada com esta construção. Contudo, uma classe *descriptive* não pode chamar métodos da classe na qual ela é acoplada, como *extensão de classe* e *enhanceive types*.

Raj e Levy [33] propuseram um *modelo de composição* para reutilização de software. Os métodos são definidos independentemente das classes e podem ser acoplados a elas. Um método *m* poderá ser acoplado a uma classe *A* se *A* fornecer o ambiente requerido por *m*, o que pode incluir variáveis de instância (com os seus nomes e tipos) e assinaturas de métodos. Então, o método *m* pode ser acoplado a várias classes diferentes que suportam o ambiente que ele requer. Isto é muito semelhante a definir uma *extensão de classe* com um único método e então acoplá-la a várias classes. A diferença é que uma *extensão de classe* não pode manipular as variáveis de instância da classe em que ela é acoplada.

Refactorings [26] [27] são técnicas para modificar o código fonte de um programa sem modificar a sua funcionalidade. Eles podem criar superclasses abstratas, mover variáveis de instância em uma hierarquia de classes, mudar relações de herança para relações de agregação⁵ e assim por diante. Um *refactoring* que não preserva a funcionalidade do código original pode fazer o mesmo trabalho que *extensão de classe*. Esta construção é, na verdade, definida como manipulação de texto, que é o mecanismo usado por *refactorings*.

Seria interessante construir uma ferramenta de *software* que produza a interface de uma classe (tipo), já considerando as extensões de classes definidas no *arquivo shell*. Esta ferramenta seria semelhante ao programa *short* fornecido com o ambiente de programação da linguagem Eiffel [34].

---

⁵Agregação é o relacionamento entre uma classe e suas variáveis de instância.

Capítulo 5

Shell Dinâmico

5.1 Introdução

Shell dinâmico permite colocar um *shell* sobre um único objeto em tempo de execução. Todas as mensagens enviadas ao objeto através de qualquer variável são redirecionadas para o *shell*. Isto é similar a meta-objetos [20], que são objetos que controlam o comportamento de outros objetos. *Shell dinâmico* permite a criação de objetos especiais de uma classe. As características especiais são colocadas no *shell*. Esta construção permite implementar traçadores,¹ procuradores² e mesmo *actors* [18]. *Shell dinâmico* é estaticamente tipado, fácil de entender e implementar. A relação de *shell dinâmico* com meta-objetos é examinada no Capítulo 8.

5.2 O Problema

Algumas vezes queremos modificar o comportamento (métodos) de alguns objetos em tempo de execução a fim de espelhar algumas mudanças no mundo real que não poderiam ser previstas quando as classes foram projetadas. Por exemplo, uma classe *Client* é usada em um programa de uma companhia de cartão de crédito e a companhia gostaria de aumentar o limite de crédito de algumas pessoas que obedecem a um certo perfil. Assuma que tal alteração foi planejada após esta classe ter sido liberada para uso, embora as idéias dadas neste capítulo sejam também adequadas quando mudanças forem requeridas antes que o sistema comece a ser construído. Há critérios para estudantes, cidadãos da terceira idade e várias outras classificações. Algumas pessoas de cada um destes grupos devem ser modificadas em tempo de execução no caso de elas obedecerem a um certo perfil.

Extensão de classe ou modificações no código poderiam ser usados para resolver este problema. Entretanto, neste caso todos os objetos *Client* carregariam a carga de variáveis de instância que seriam utilizadas por uns poucos objetos.

---

¹Objetos que fornecem dados, usualmente enviados ao vídeo, sobre o fluxo de execução do programa.

²Objetos que delegam as mensagens enviadas a ele para um outro objeto em outra máquina.

```

class B(A -> A)
  share private:
    { métodos e variáveis }
  share public:
    { métodos }
  private:
    { métodos e variáveis de instância }
  public:
    { métodos }
endclass

```

Figura 5.1: Sintaxe para um *shell* dinâmico

Além disto, métodos de `Client` seriam “remendados” por uma grande quantidade de comandos `if` para separar os objetos normais dos especiais.

É preferível construir uma nova classe, `uClient`, com o mesmo tipo que `Client`, mas implementando os seus métodos de acordo com a nova política de crédito da companhia. Esta classe poderia herdar de `Client`.

Com `uClient` é possível criar objetos que podem ter o seu limite de crédito aumentado/diminuído, mas não é possível aumentar/diminuir o limite de crédito de objetos criados em outras partes do sistema, pois estes objetos pertencem à classe `Client`. Para alterar o limite de crédito de um objeto da classe `Client`, deve-se converter este objeto para um objeto de `uClient`. Pode-se efetuar tal conversão por um procedimento (ou método)

```
proc To_uClient( x : Client ) : uClient;
```

da classe `uClient` que crie um novo objeto de `uClient` e copie os dados do objeto `Client` para ele. Cada classe semelhante à classe `uClient` (classe criada para ter um comportamento ligeiramente diferente de `Client`) deve possuir um procedimento/método como `To_uClient`. Além disto, talvez seja necessário construir métodos para converter objetos entre classes similares a `uClient`.

Suponha que a variável `w` refira-se a um objeto `Client` e ela seja passada como um parâmetro para um método que usa `To_uClient` para converter o objeto à classe `uClient`. Agora há um objeto cujo limite de crédito pode ser modificado de acordo com algum critério. Entretanto, a variável `w` continua a referir-se a um objeto `Client`. O código que chamou o método possui a mesma visão do objeto que antes, pois as operações executadas no novo objeto `uClient` criado por este método não modificaram os dados do objeto `Client`.

5.3 O Esboço de uma Solução

Este problema somente pode ser resolvido colocando-se um *shell* ao redor do próprio objeto. Quando uma mensagem for enviada ao objeto através de qualquer variável que se refira a ele, a mensagem será procurada primeiramente no *shell* e

```

...
    var a1, a2 : A;
    ...
begin
    ...
    { a1 e a2 sao objetos do tipo A }
    if not a1#B.new() then return false; endif
    if not a2#B.new() then return false; endif
    ...
end

```

Figura 5.2: *Shells* são colocados sobre a1 e a2

depois no objeto. Isto é, o *shell* intercepta qualquer mensagem enviada ao objeto através de qualquer variável. Deste modo, *todo* o programa pode enxergar a nova semântica do objeto.

Isto é conseguido pela construção descrita neste capítulo, *shell dinâmico*. A sintaxe para definir este tipo de *shell* é mostrada na Figura 5.1, a qual define um *shell* com nome B que pode ser colocado ao redor de objetos que são subtipos de `type(A)`, resultando em objetos deste mesmo tipo. Portanto, todos os métodos públicos definidos no *shell* devem pertencer ao tipo `type(A)`, embora não seja necessário definir em B todos os métodos do tipo `type(A)`. Quando uma mensagem for enviada a um *shell* sem que ele possua o método apropriado, ele delegará a mensagem para o objeto que ele cobre.

O código da Figura 5.2 mostra como colocar um *shell* em objetos do tipo `type(A)`. A expressão `a1#B.new()` cria um objeto *shell* da classe B colocando-o sobre a1. Isto é, o sistema de tempo de execução faz o objeto *shell* referir-se ao objeto a1 e todas as variáveis que se referem a a1 referirem-se ao objeto *shell*. Esta expressão retornará `false` se não houver memória livre suficiente para criar o objeto *shell*. Caso contrário, ela retornará `true`.

Os métodos do objeto *shell* pertencentes à classe B podem chamar os métodos do objeto coberto pelo *shell* através da palavra chave “object”, como nas construções *shell* anteriores.

A Figura 5.3 exemplifica a utilização de *shell dinâmico*. A figura mostra a configuração de dois objetos antes e depois da avaliação das expressões `a1#B.new()` e `a2#B.new()`. Depois, a1 e a2 referem-se a dois objetos *shell* diferentes, cada um contendo as variáveis de instância da classe B. Nesta figura, variáveis da seção *share* não estão representadas.

5.4 A Especificação de *Shell Dinâmico*

Um *shell dinâmico* como aquele da Figura 5.1 será representado como

(Nome, DePara, IVs, Ms, CIVs, CMs)

onde Nome, IVs, Ms, CIVs, e CMs possuem o mesmo significado que em uma classe

Figura 5.3: Antes e depois de um objeto *shell* ser colocado sobre um objeto da classe A

Algoritmo ReplaceObject(Ms, A)

{ Este algoritmo substitui todos os símbolos "object" por "super(A)" nos métodos do conjunto Ms. }

$Ms' = \{\}$

for each método (Sign, Text, Status) $\in$ Ms do:

Text' = Text

Substitua todos os símbolos "object" em Text' por "super(A)"

$Ms' = Ms' \cup \{(\text{Sign}, \text{Text}', \text{Status})\}$

return Ms'

Figura 5.4: Algoritmo para substituir "object" por "super(A)"

```

Algoritmo PutDynamicShell(Exp, a)
{ Este algoritmo coloca o shell dinâmico criado pela expressão
  Exp sobre o objeto a. Ele retorna false se
  a memória livre não for suficiente, true caso contrário. }

tmp = Exp;
if tmp = nil then return false endif
  { Faz o objeto shell referir-se a obj(a) }
tmp.super(A) = a;
Faça todas as variáveis que se referem a obj(a) referirem-se a obj(tmp)
return true

```

Figura 5.5: Algoritmo para colocar um *shell dinâmico* sobre o objeto a

normal e DePara é o nome de uma classe. Este *shell* pode cobrir objetos que são subtipos de $\text{type}(\text{DePara})$. Considerando-se a classe $B(A \rightarrow A)$, $\text{Nome} = B$ e $\text{DePara} = A$.

Ao encontrar a classe de um *shell dinâmico*
 $(B, A, IVs, Ms, CIVs, CMs)$
 (que é $B(A \rightarrow A)$), o compilador criará a classe normal
 $(\text{shell}0B, \{A\}, IVs, Ms', CIVs, CMs)$
 onde Ms' é obtido por uma chamada ao algoritmo `ReplaceObject` da Figura 5.4. A classe `shell0B` herda A e possui as variáveis de instância e métodos de $B(A \rightarrow A)$. Qualquer uso da classe B no programa será substituído por `shell0B`. Isto é, o nome B no programa significará `shell0B`.

O compilador usa a condição 5.1 para descobrir se a classe $B(A \rightarrow A)$ está correta ou não.

Condição 5.1 A classe $B(A \rightarrow A)$ está correta com relação a tipos se e somente se a classe `shell0B` está corretamente tipada e $\text{type}(\text{shell}0B) = \text{type}(A)$.

A expressão

`a#B.new()`

é considerada corretamente tipada se a condição 5.2 for válida.

Condição 5.2 A classe $B(A \rightarrow A)$ existe e $\text{type}(a) \prec \text{type}(A)$, onde $\text{type}(a)$ é o tipo declarado de a .

O compilador substitui `a#B.new()` pela chamada de procedimento

`PutDynamicShell(B.new(), a)`

Este algoritmo, mostrado na Figura 5.5, designa `obj(a)` como o objeto referenciado pela variável a . A Figura 5.6 exemplifica graficamente a última instrução deste algoritmo, “Faça todas as variáveis que referem-se a `obj(a)` referirem-se a `obj(tmp)`”.

O comando

`remove(a)`

Figura 5.6: Faça todas as variáveis que se referem a `obj(a)` referirem-se a `obj(tmp)`

Algoritmo `remove(a)`

{ Remove o último objeto *shell* do objeto `a`. Se `a` não possui um objeto *shell*, nada será feito. }

if o objeto referenciado por `a` possuir um *shell* *dinâmico*
 then

Seja $\mathcal{R}$ o objeto *shell* do objeto `a`. Se a classe de $\mathcal{R}$ for `shellQB`, $\mathcal{R}$ possuirá um ponteiro `super(A)` para o objeto coberto pelo objeto *shell*, que será chamado de $\mathcal{P}$. Note que $\mathcal{P}$ poderá ser composto por outros objetos *shell* — não importa.
 Faça todas as variáveis que se referem a $\mathcal{R}$ referirem-se a $\mathcal{P}$.

endif

Figura 5.7: Algoritmo para remover um objeto *shell* de um objeto

```

caseclass v of
  SpecialClient :
    remove(v);
  Client :
    ...
end caseclass

```

Figura 5.8: O comando `caseclass` usado conjuntamente com `remove`

remove o último objeto *shell* de um objeto *a*, se existir algum. Ele é definido na Figura 5.7.

Aplicando-se a configuração da parte “Depois” da Figura 5.3, “**remove(a1)**” fará *a1* referir-se a Q_1 . Este comando pode ser usado quando o objeto precisar retornar a um comportamento passado. Isto é, o novo comportamento introduzido pelo objeto *shell* não é mais necessário. **remove** pode ser usado com o comando **caseclass**, como mostrado na Figura 5.8.

5.5 Prova da Correção Estática de Tipos

Provaremos que os algoritmos **PutDynamicShell** e **remove** não introduzem erros de tipo em tempo de execução. Assumiremos que as condições 5.1 e 5.2 são verdadeiras. Caso contrário, haveria um erro de compilação. A prova é realizada através de uma sequência de proposições. Assuma que um objeto *shell* foi colocado pela instrução

```
if a#B.new() then ...
```

que é transformada em

```
if PutDynamicShell( B.new(), a ) then ...
```

Proposição 5.1 *As duas primeiras atribuições do algoritmo **PutDynamicShell** não introduzem erros de tipo.*

Prova: A primeira atribuição do algoritmo **PutDynamicShell** (Figura 5.4), “**tmp = Exp**”, é correta porque *tmp* pode ser considerada uma variável sem tipo. A segunda atribuição, “**tmp.super(A) = a**”, é corretamente tipada porque $\text{type}(\text{tmp.super}(A)) = \text{type}(A)$ (pela definição de “**super(A)**”) e $\text{type}(a) \prec \text{type}(A)$ pela Condição 5.2. A expressão **Exp** é o resultado de **B.new()**. Portanto, ela é um objeto da classe *B* e possui uma variável de instância chamada **super(A)**, pois *B* é substituído por *shell@B*, que herda da classe *A*. $\square$

Seja $\mathcal{R}$ o objeto referenciado por *tmp* após todas as atribuições do algoritmo **PutDynamicShell** e $\mathcal{P}$ o objeto referenciado por *a* antes de **a#B.new()**.

Proposição 5.2 $\text{type}^*(\text{shell@B}) \subset \text{type}(A)$

onde $\text{type}^*(\text{shell@B})$ é o conjunto das assinaturas dos métodos definidos em *shell@B*, não incluindo os métodos herdados de *A*.

Prova: A prova é deduzida pela Condição 5.1 e por *shell@B* herdar de *A*. $\square$

Proposição 5.3 $\text{type}(\mathcal{R}) = \text{type}(\mathcal{P})$

Prova: Na atribuição “**tmp = Exp**”, um objeto do tipo $\text{type}(\text{shell@B})$ é atribuído a *tmp*, pois a expressão **Exp** é **B.new()** na chamada de **PutDynamicShell**. A classe *shell@B* substitui qualquer uso da classe *B*. Então, *tmp* possui o tipo $\text{type}(A)$ de acordo com a Condição 5.1. Na atribuição seguinte, “**tmp.super(A) = a**”, a variável **super(A)** de *tmp* é inicializada com $\mathcal{P}$.


```

class Client
  ...
  public:
    proc Withdraw( amount : real ) : boolean;
    ...
    proc unconditionalWithdraw( amount : real ) : boolean;
    proc Debt() : real;
    ...
endclass

```

Figura 5.9: A classe Client

Depois de um envio de mensagem a tmp , o método adequado é procurado na classe shell@B e então no objeto referenciado por $\text{super}(A)$, $\mathcal{P}$. Conclui-se que o tipo de tmp (que é o tipo de $\mathcal{R}$) é $\text{type}^*(\text{shell@B}) \cup \text{type}(\mathcal{P})$.

A linguagem é estaticamente tipada. Isto significa que uma variável refere-se a objetos que são subtipos de seu tipo declarado ($\text{type}(\text{Variável}) \prec \text{type}(\text{objeto})$). No exemplo acima, a variável a refere-se ao objeto $\mathcal{P}$ antes da avaliação de $a\#B.\text{new}()$. Como o tipo declarado de a é A , $\text{type}(A) \prec \text{type}(\mathcal{P})$ e $\text{type}(A) \subset \text{type}(\mathcal{P})$. Então, temos que:

1. $\text{type}(\mathcal{R}) = \text{type}^*(\text{shell@B}) \cup \text{type}(\mathcal{P})$.
2. $\text{type}^*(\text{shell@B}) \subset \text{type}(A)$ pela Proposição 5.2.
3. $\text{type}(A) \subset \text{type}(\mathcal{P})$

Logo, $\text{type}^*(\text{shell@B}) \subset \text{type}(\mathcal{P})$ (por 2 e 3) e $\text{type}(\mathcal{R}) = \text{type}(\mathcal{P})$ (por 1). $\square$

Proposição 5.4 *A instrução “Faça todas as variáveis que se referem a $\text{obj}(a)$ referirem-se a $\text{obj}(\text{tmp})$ ” do algoritmo PutDynamicShell é corretamente tipada.*

Prova: O tipo de $\text{obj}(a)$ ($\mathcal{R}$) é o mesmo que o tipo de tmp ($\mathcal{P}$) conforme a Proposição 5.3. Então, esta instrução substitui um objeto por outro do mesmo tipo, não introduzindo erros de tipo. $\square$

Proposição 5.5 *O comando remove não causa erros de tipos.*

Prova: Segundo a Proposição 5.3, $\text{type}(\mathcal{R}) = \text{type}(\mathcal{P})$, onde $\mathcal{R}$ e $\mathcal{P}$ são os mesmos nomes de objetos empregados pelo algoritmo remove da Figura 5.7. Este algoritmo faz todas as variáveis que se referem a $\mathcal{R}$ referirem-se a $\mathcal{P}$. Como $\mathcal{R}$ e $\mathcal{P}$ possuem o mesmo tipo, remove é corretamente tipado. $\square$

```

class LowHighLim
  private:
    var UpperLim : real;
  public:
    proc getUpperLim() : real; begin return UpperLim; end
    proc setUpperLim( lim : real ); begin UpperLim:= lim; end
endclass

class SpecialClient( Client -> Client )
  private:
    var lim : LowHighLim;
  public:
    proc initObject( plim : LowHighLim );
      { este metodo nao pertence ao tipo desta classe }
    begin
      lim:= plim;
    end
    proc Withdraw( amount : real ) : boolean;
    begin
      if object.Debt() + amount <= lim.getUpperLim()
      then
        return object.unconditionalWithdraw(amount);
      else
        return false;
      endif
    end
endclass

```

Figura 5.10: Um *shell* para objetos da classe Client

5.6 A Solução do Problema

Agora o problema com a classe `Client` apresentado no começo deste capítulo pode ser resolvido. Suponha que esta classe seja aquela mostrada na Figura 5.9 e que seja necessário aumentar o limite de crédito de alguns estudantes e cidadãos da terceira idade. Isto pode ser obtido através do *shell* `SpecialClient` e da classe `LowHighLim` da Figura 5.10. A solução do problema é apresentada na Figura 5.11. Neste exemplo, cada objeto *shell* (classe `SpecialClient`) possui uma referência para um objeto da classe `LowHighLim` com o limite de crédito. O objeto `StudLim` mantém o limite de crédito para todos os estudantes. O objeto `SeniorLim` faz o mesmo para os cidadãos da terceira idade.

É possível a existência de várias classes de *shell dinâmico* sendo usadas com uma mesma classe. Isto permite a cada classe *shell* representar as diferentes mudanças de comportamento exigidas aos objetos da classe. Os diferentes tipos de transformações que um objeto deve sofrer durante a sua vida podem ser mapeados para diferentes classes *shell*.

Pode-se utilizar *shell dinâmico* para resolver o problema parte-todo descrito por Kusumoto e Murata [35] e Blake e Cook [36]. O todo (um objeto) usa as suas partes (variáveis de instância do objeto) enquanto executa os seus métodos. Um exemplo de problema [35] é um objeto “sinal de trânsito” que possui três lâmpadas: vermelha, amarela e verde. Para manipular o objeto “luz vermelha”, deve-se enviar mensagens ao objeto “sinal de trânsito”, que deve redirecionar estas mensagens à luz vermelha, armazenada no “sinal de trânsito”.

É necessário criar métodos para manipular as luzes amarela e verde também, resultando em uma grande quantidade de métodos apenas para manipular as partes do objeto “sinal de trânsito”. Uma solução alternativa seria permitir ao sinal de trânsito retornar suas luzes em resposta a envios de mensagem (por exemplo, `getRedLight`). Neste caso, as luzes poderiam ser manipuladas fora do objeto. Contudo, esta opção cria um problema porque as três luzes precisam ser sincronizadas — somente uma deve estar acessa a cada vez. Kusumoto e Murata resolvem este problema usando *daemons*, que são disparados quando certas mensagens são enviadas às luzes. Então, o *daemon* desliga as luzes amarela e verde quando a luz vermelha recebe a mensagem `TurnOn`.

Shell dinâmico pode solucionar o problema parte-todo. O objeto “sinal de trânsito” precisa possuir métodos para retornar as suas luzes (como `getRedLight`), mas as luzes são previamente cobertas por *shells dinâmicos*. Se algum objeto receber uma luz vermelha através de `getRedLight` e enviar a ela uma mensagem `TurnOn`, o *shell* que cobre esta luz enviará mensagens `TurnOff` às lâmpadas amarela e verde do sinal de trânsito e então redirecionará `TurnOn` para a luz vermelha. Para obter tais resultados, o *shell dinâmico* deverá possuir referências para as outras luzes do sinal de trânsito. Isto é conseguido através de um objeto comum que é compartilhado pelos *shells* que cobrem as luzes. Este objeto é também referenciado por uma variável do objeto “sinal de trânsito”.

O código que implementa esta solução é mostrado nas Figuras 5.12 e 5.13. A classe `TrafficLight` possui uma variável de instância chamada `control`. O objeto referenciado por esta variável referencia as três lâmpadas da classe

```

...
    { vetor de estudantes }
var v : array[1..10] of Client;
    { cidadaos aposentados }
    john, mary : Client
    StudLim, SeniorLim : LowHighLim;
    i : integer;
begin
...
StudLim:= LowHighLim.new();
StudLim.setUpperLim(1000);
    { 0 criterio adotado para aumentar o limite de credito dos
      estudantes eh o debito de cada um deles }
i:= 1;
while i <= 10 do
begin
    if v[i].Debt() <= 100
    then
        if not v[i]#SpecialClient.new(StudLim)
        then return false; endif
    endif
    i:= i + 1;
end
SeniorLim:= LowHighLim.new();
SeniorLim.setUpperLim(5000);
    { 0 criterio para aumentar o limite de credito dos cidadaos
      da terceira idade eh idade }
if john.age() >= 70 { homem >= 70 }
then
    if not john#SpecialClient(SeniorLim) then return false;
endif
endif
if mary.age() >= 65  mulher >= 65
then
    if not mary#SpecialClient(SeniorLim) then return false;
endif
endif
...
end

```

Figura 5.11: Um exemplo de uso de *shell dinâmico*

```

class Light
    ...
    public:
        proc TurnOn(); ...
        proc TurnOff(); ...
endclass

class ControllLight
    private:
        var red, yellow, green : Light;
    public:
        proc setAll( r, y, g : Light );
        begin
            red:= r;
            yellow:= y;
            green:= g;
        end
        proc TurnAllOff();
        begin
            red.TurnOff();
            yellow.TurnOff();
            green.TurnOff();
        end
endclass

```

Figura 5.12: Classes Light e ControllLight

```

class TrafficLights
  private:
    var red, yellow, green : Light;
        control : ControllLight;
  public:
    proc set() : boolean;
      begin
        control:= ControllLight.new(); red:= Light.new();
        yellow:= Light.new(); green:= Light.new();
        control.setAll( red, yellow, green );
        if not red#LightShell.new(control) or
           not yellow#LightShell.new(control) or
           not green#LightShell.new(control)
        then return false;
        else return true; endif
      end
    proc getRedLight() : Light;
      begin
        return red;
      end
    ...
endclass

class LightShell(Light -> Light)
  private:
    var control : ControllLight;
  public:
    proc TurnOn();
      begin
        control.TurnAllOff();
        object.TurnOn();
      end
    proc initObject( pcontrol : ControllLight );
      { este metodo nao faz parte do tipo de LightShell }
      begin
        control:= pcontrol;
      end
endclass

```

Figura 5.13: Solução do problema parte-todo com *shell dinâmico*

TrafficLights. Veja a instrução

```
control.setAll(red, yellow, green)
```

no método `set` de `TrafficLights`. Neste mesmo método são criados três *shells*, um para cada lâmpada. Cada um destes *shells* referencia a variável `control` — veja método `initObject`³ de `LightShell` e a criação dos *shells* no método `set` de `TrafficLights`. A lâmpada vermelha do sinal de tráfego pode ser obtida pelo método `getRedLight` de `TrafficLights`. Quando uma mensagem `TurnOn` for enviada a esta lâmpada, o método `TurnOn` de `LightShell` será executado. Este método desliga todas as lâmpadas do sinal de tráfego (`control.TurnAllOff()`) e depois chama o método `TurnOn` da luz vermelha.

5.7 Implementação

Shell dinâmico é implementado fazendo-se cada variável um ponteiro para um ponteiro para um objeto, ao invés de apenas um ponteiro para um objeto, como nas implementações normais. Se várias variáveis se referirem a um objeto *Q*, elas de fato apontarão para o mesmo ponteiro (digamos, *p*), o qual apontará para *Q*. Um objeto *shell* é colocado ao redor de *Q* criando-se dinamicamente de uma subclasse, como explicado adiante.

Suponha que as classes do objeto *shell* e *Q* sejam *B* e *A*, respectivamente. O sistema de tempo de execução cria uma classe dinâmica *B'* com os mesmos métodos de *B* e que herda a classe *A*. Os envios de mensagens para “object” dentro dos métodos de *B'* são mudados para envios de mensagens para “super(*A*)”. Naturalmente, se um *shell dinâmico* da classe *B* foi colocado sobre um objeto da classe *A* anteriormente, a classe *B'* já foi criada uma vez e será reusada.

Um objeto da classe *B'* é criado e as variáveis de instância de *Q* são copiadas para ele usando cópia rasa.⁴ Isto significa que o objeto *shell* (classe *B*) e *Q* (classe *A*) são unidos em um único objeto da classe *B'*. Então, o ponteiro *p* é modificado para apontar para este objeto.

Explicaremos estas operações em detalhes a seguir. Para isto, será necessário entender como o algoritmo de busca por método funciona. Cada classe possui uma tabela de pares

(nome do método, ponteiro para o método)

contendo todos os métodos da classe, incluindo aqueles herdados. Cada objeto possui um ponteiro para a tabela de sua classe. Quando uma mensagem for enviada a um objeto, o nome⁵ da mensagem será usado como uma chave para recuperar o endereço do método da tabela de métodos da classe do objeto, usando uma função de espalhamento (*hash*).

Para criar a classe *B'*, o sistema de tempo de execução

---

³Este método é chamado na criação de um objeto por `new` — veja Apêndice A.

⁴Cópia rasa significa que as variáveis de instância do objeto da classe *B'* recebem as correspondentes variáveis de instância de *Q* através de atribuições. As variáveis de instância do objeto da classe *B'* e *Q*, após a cópia, passarão a se referir aos mesmos objetos.

⁵Dizemos “nome” mas de fato é usado um número inteiro associado com este nome.

```

class A
  private:
    var b : B;
  public:
    proc m()
      begin
        b.m();
      end
    ...
endclass

```

Figura 5.14: Uma simulação de *shell dinâmico*

1. faz uma cópia dos métodos da classe B. Cada envio de mensagem para “object” dentro destes métodos é mudado para uma chamada do correspondente método da classe A. Isto resulta em ligação estática, como em qualquer mensagem para “super” na linguagem que usamos (e na maioria das linguagens). Como os métodos da classe B são compilados em código de máquina, este passo modifica código objeto e não código fonte. Os métodos criados acima serão chamados de “os métodos da classe B’”;
2. cria uma tabela de métodos para a classe B’ como se ela herdasse da classe A. O sistema de tempo de execução aloca memória para esta tabela, copia a tabela de métodos para a classe A para ela e atualiza as entradas desta tabela correspondentes aos métodos da classe B’. Uma entrada nesta tabela correspondente a um método definido em ambos A e B’ aponta para o método da classe B’. A classe B (e portanto B’) não pode definir qualquer método não definido na classe A.

5.8 Trabalhos Relacionados

Davis [37] propôs uma técnica aplicável a qualquer linguagem orientada a objetos que permite a um objeto “mudar” o seu tipo. Uma classe, por exemplo A, é definida com um ponteiro para uma classe base, por exemplo B. Os métodos de A simplesmente redirecionam todas as mensagens para o ponteiro da classe B — veja a Figura 5.14.

A classe B é supertipo de várias classes e a variável de instância b pertencente à classe A pode apontar para objetos de cada subtipo de B. Fazendo b apontar para objetos de diferentes subtipos de B, estamos simulando a mudança de tipos do objeto da classe A em uso. Seu comportamento dependerá da classe do objeto b. Esta técnica simula algumas propriedades de *shell dinâmico*.

Shell dinâmico foi projetado após uma sugestão de Traina⁶ sobre mudar o tipo

⁶Traina Junior, Caetano. Comunicação pessoal, 1993.

de um objeto em tempo de execução. Este foi o ponto de partida desta idéia, que evolui para não mudar o tipo, mas apenas os métodos do objeto.

Shell dinâmico é uma versão estaticamente tipada de meta-objetos [19] [20], embora ele não tenha sido baseado nesta facilidade. O relacionamento entre *shell dinâmico* e meta-objetos é discutido no Capítulo 8, que apresenta alguns trabalhos relacionados ao assunto.

Capítulo 6

Extensão Dinâmica

6.1 Introdução

Extensão dinâmica possui algumas das características de meta-classes, as quais são usadas para representar as estruturas das classes e mudá-las dinamicamente.

Extensão dinâmica permite colocar um *shell* sobre uma classe em tempo de execução, o que significa que um objeto *shell* é colocado sobre cada objeto desta classe que existe agora ou que será criado (com `new`) mais tarde. Uma variável que se refere a um objeto desta classe referir-se-á ao objeto *shell* o qual, por sua vez, referir-se-á ao objeto. Esta situação é representada na Figura 6.1. Esta Figura mostra as referências antes e depois de uma *extensão dinâmica* ser colocada sobre a classe A, à qual pertencem todos os objetos da figura. Os objetos das *extensões dinâmicas* são representados por retângulos com bordas arredondadas. Uma mensagem enviada a uma variável é procurada no objeto *shell* e, se ela não for encontrada lá, será procurada no objeto.

6.2 A Definição de *Extensão Dinâmica*

A sintaxe para declarar uma *extensão dinâmica* (Figura 6.2) é exatamente igual à sintaxe para uma *extensão* normal, com a restrição de não se permitir variáveis de

Figura 6.1: Antes e depois de uma extensão para a classe A ser criada dinamicamente

```

class (T0 : A0)#E( T1 : A1; T2 : A2; ... Tn : An )
  private:
    { métodos somente }
  public:
    { métodos }
endclass

```

Figura 6.2: Sintaxe para *extensão dinâmica*

instância. Sem esta limitação, as variáveis de instância de cada *shell* deveriam ser inicializadas após a colocação do *shell dinâmico* sobre a classe, gerando problemas de desempenho.

Uma *extensão dinâmica* pode ser colocada sobre uma classe através da sintaxe

```
if B0#E(B1 ... Bn) then ... else ... endif
```

onde a expressão B₀#E(B₁, ... B_n) retornará **false** se não existir memória disponível suficiente para criar dinamicamente os objetos *shell* para todos os objetos da classe B₀ ou qualquer estrutura auxiliar. Caso contrário, esta expressão retornará **true**. Uma implementação típica de *shell dinâmico* não criaria nenhum objeto *shell*, mas ela poderia necessitar de algumas estruturas de dados dinâmicas e talvez não haja memória disponível suficiente para fazer isto. Naturalmente, se a expressão retornar **false**, a *extensão* não será colocada sobre a classe.

Uma *extensão dinâmica* como aquela da Figura 6.2 é representada como

```
(Nome, PrimParametro, Parametros, Metodos)
```

onde Nome, Parametros e Metodos possuem o mesmo significado que na representação de classes parametrizadas (Seção A.3). PrimParametro é composto por um nome e um tipo — ele corresponde a (T₀, A₀) do exemplo da Figura 6.2.

Uma *extensão dinâmica*

```
(E, (T0, A0), ((T1, A1), ... (Tn, An)), Ms)
```

é transformada pelo compilador na classe parametrizada

```
E' = (E, ((T0, A0), (T1, A1), ... (Tn, An)), {}, {}, Ms, {}, {})
```

A *extensão dinâmica*, como qualquer outro *shell*, deve ser colocada no arquivo *shell*.

Quando o compilador encontra a expressão

```
B0#E(B1, B2, ... Bn)
```

no arquivo do programa, ele:

1. instancia E' com B₀, B₁, ... B_n, criando uma nova classe B'₀;
2. faz B'₀ herdar de B₀;
3. substitui todos os símbolos "object" em B'₀ por "super(B₀)";
4. compila B'₀ e testa se type(B₀) = type(B'₀). Isto é, a *extensão dinâmica* não deve adicionar nenhum método novo a B₀;

```

Algoritmo PutDynamicExtension( $B'_0$ ,  $B_0$ )
{ Este algoritmo coloca a extensão dinâmica  $B'_0$  em objetos da
  classe  $B_0$ . Ele retornará false se não existir memória
  disponível suficiente }

if não existir memória livre suficiente
then
  return false;
endif

for each objeto  $Q$  da classe  $B_0$  do programa, do:
  newShell =  $B'_0$ .new();
  { newShell possui uma variável de instância
    chamada super( $B_0$ ), pois  $B'_0$  herda de  $B_0$ . }
  newShell.super( $B_0$ ) =  $Q$ ;
  Faça todas as variáveis que se referem a  $Q$  referirem-se a newShell
return true

```

Figura 6.3: Algoritmo para colocar uma *extensão dinâmica* sobre uma classe

Figura 6.4: Um objeto da classe B'_0

5. substitui a expressão $B_0\#E(B_1, B_2, \dots B_n)$ pela chamada de subrotina **PutDynamicExtension**(B'_0 , B_0)

Esta subrotina é definida na Figura 6.3 (explicada posteriormente).

A classe B'_0 é composta pelos métodos da classe E e por uma herança de B_0 . Segundo a representação de objetos da Seção A.2, um objeto da classe B'_0 é composto por um sub-objeto que possui os métodos da classe E e por um objeto da classe B_0 . O sub-objeto refere-se ao objeto da classe B_0 através de um ponteiro chamado “**super**(B_0)”, como mostrado na Figura 6.4.

Para cada objeto Q da classe B_0 existente neste instante no programa, o algoritmo **PutDynamicExtension** da Figura 6.3 cria um objeto da classe B'_0 e faz **newShell** referir-se a ele. Depois, ele faz o sub-objeto da classe E , pertencente ao objeto da classe B'_0 , referir-se a Q através de sua variável de instância “**super**(B_0)” na instrução “**newShell**.**super**(B_0) = Q ”. Em seguida, o algoritmo faz com que todas as variáveis que se referem a Q passem a se referir a **newShell**, que se refere a um sub-objeto da classe E .

Uma representação gráfica do que acontece a Q antes da instrução

Figura 6.5: Antes e depois de um *shell* ser colocado em Q

“`newShell.super( $B_0$ ) =  $Q$` ” e depois da instrução “Faça todas as variáveis ... `newShell`” é mostrada na Figura 6.5. Note que o objeto da classe B_0 deixa de ser referenciado por qualquer variável depois destas instruções.

6.3 A Prova de Correção de Tipos

Agora será provado que o algoritmo `PutDynamicExtension` não introduz erros de tipo em tempo de execução. Cada instrução do algoritmo será examinada.

Proposição 6.1 *O algoritmo `PutDynamicExtension` é correto com relação a tipos.*

Prova: A primeira instrução (o comando `if`) não possui atribuições ou envios de mensagens e, portanto, é corretamente tipada. A atribuição “`newShell =  $B'_0$ .new()`” é corretamente tipada porque `newShell` pode ser considerado sem tipo.

A variável de instância “`super( $B_0$ )`” de `newShell` possui tipo `type( $B_0$ )` e refere-se a um objeto da classe B_0 . A atribuição “`newShell.super( $B_0$ ) =  $Q$` ” inicializa “`super( $B_0$ )`” com outro objeto da classe B_0 e, portanto, é correta. Dentro dos métodos do objeto `newShell`, podem existir envios de mensagens a “`super( $B_0$ )`” que poderiam resultar em erros em tempo de execução por causa da atribuição à variável “`super( $B_0$ )`”. Contudo, não haverá erro porque o tipo de “`super( $B_0$ )`” não é modificado na atribuição.

No algoritmo `PutDynamicExtension`, `type(newShell) = type( $B'_0$ )` e `type( $Q$ ) = type( $B_0$ )`. Pela definição de *extensão dinâmica*, `type( $B'_0$ ) = type( $B_0$ )` e, portanto, a instrução “Faça todas as variáveis que se referem a Q referirem-se a `newShell`” é corretamente tipada porque Q e `newShell` possuem o mesmo tipo. $\square$

Ao contrário de *extensões de classes*, a *extensão dinâmica* E da Figura 6.2 não pode possuir nenhum método público que não pertença ao tipo A_0 . Isto impede erros de tipo, como aquele da Figura 6.6. Em tempo de compilação, B é subtipo de A , mas quando $A\#E$ for avaliado, o método n será adicionado à classe A e, portanto, a classe B não será mais um subtipo de A . Após o objeto de B ser passado como

```

class A
  public:
    proc m( x : A ); begin end
endclass

class B
  public:
    proc m( x : A ); begin end
endclass

class (T : A)#E
  public:
    proc n(); begin end
    proc m( x : class(self) );
      begin
        x.n();
      end
endclass

proc main()
  var a : A;
  begin
    a:= A.new();
    if A#E
    then
      a.m(B.new()); { Erro !!! }
    endif
  end
end

```

Figura 6.6: Um erro em tempo de execução

um parâmetro para o método `m` na instrução `a.m(B.new())`, ele receberá uma mensagem `n` cujo método correspondente ele não possui, provocando um erro em tempo de execução.

Note que a instanciação da *extensão dinâmica* seria válida se ela fosse uma *extensão de classe*. Neste caso, o compilador detectaria que a nova classe `A` não é um supertipo de `B`, sinalizando um erro na instrução `a.m(B.new())`.

6.4 Implementação

A implementação de *extensão dinâmica* é semelhante à de *shell dinâmico*. Para explicá-la, assumiremos que cada classe possui uma tabela de pares
(nome do método, ponteiro para o método)

contendo todos os métodos da classe, incluindo aqueles herdados. Cada objeto possui um ponteiro para a tabela de sua classe. Quando uma mensagem for enviada a um objeto, o nome da mensagem será usado como uma chave para recuperar o endereço do método da tabela de métodos da classe do objeto, usando uma função de espalhamento (*hash*).

Quando uma classe B for colocada sobre uma classe A, o sistema de tempo de execução:

1. fará uma cópia dos métodos da classe B. Cada envio de mensagem para “object” dentro destes métodos será mudado para uma chamada do correspondente método da classe A. Os métodos criados acima serão chamados de “métodos da classe B”;
2. atualizará as entradas da tabela de métodos da classe A com os métodos da classe B’ correspondentes. Uma entrada desta tabela correspondente a um método definido em ambos A e B’ apontará para o método da classe B’.

Estas operações são equivalentes a criar dinamicamente uma subclasse de A e fazê-la substituir A.

Implementamos *shell dinâmico* e *extensão dinâmica*¹ usando técnicas similares às aquelas descritas acima e na seção 5.7. Foi utilizado um interpretador de um subconjunto da linguagem usada nesta tese. Estas construções foram adicionadas ao interpretador em menos de um dia de trabalho, incluindo a codificação, edição do programa, compilação e depuração dos erros.

6.5 Trabalhos Relacionados

Extensões dinâmicas possuem algumas das funções de meta-classes. Uma meta-classe é a classe de uma classe [21] [38] [19]. Uma classe é um objeto de sua meta-classe e, como qualquer objeto, ela pode receber mensagens. Na linguagem utilizada nesta tese, a meta-classe de cada classe possui automaticamente um método chamado *new* para criar instâncias não inicializadas da classe. Outras variáveis de instância e métodos podem ser adicionados a uma meta-classe colocando-as na seção *share* da classe correspondente. Para enviar uma mensagem a um objeto de uma meta-classe, deve-se enviar a mensagem para o nome da classe (por exemplo, “A.new()”). O nome da classe funciona como uma variável representando o objeto que é a classe. Da mesma forma que em Smalltalk, nossas meta-classes não possuem nomes e existe exatamente uma meta-classe para cada classe. A ligação de mensagens enviadas para classes (como *new*) é feita em tempo de compilação, pois o compilador sabe qual método será executado em tempo de execução — não há polimorfismo. Métodos de meta-classes não são herdados na linguagem empregada nesta tese. Isto introduziria um polimorfismo inútil com meta-classes e tornaria mais complexa a linguagem.

---

¹Sem usar classes parametrizadas.

Meta-classes em Smalltalk [21] e ObjVlisp [38] podem ser usadas para adicionar/remover métodos de instância², mudar a superclasse de uma classe, informar quais métodos a classe possui e assim por diante.

A maioria das funcionalidades de meta-classes são inseguras quanto a tipo. Por exemplo, a remoção de um método de uma classe causará o erro “mensagem não entendida” se a mensagem correspondente for enviada a uma instância da classe. Um erro semelhante pode ocorrer se a superclasse de uma classe for removida ou trocada por outra. Contudo, meta-classes permitem algumas transformações seguras. Por exemplo, pode-se substituir o corpo de um método sem introduzir nenhum erro de tipos se a assinatura do método não for modificada. Outra transformação segura é substituir a superclasse por outra que suporte exatamente os mesmos métodos.³

Extensão dinâmica possui muitas das características seguras de meta-classes. Ela permite substituir vários ou todos os métodos de uma classe em tempo de execução. As classes de *extensão dinâmica* são parametrizadas e, portanto, podem se adequar a cada classe à qual elas são acopladas. Ao contrário de meta-classes de Smalltalk, *extensões dinâmicas* podem ser agrupadas em uma biblioteca e reusadas. Esta construção pode ser implementada sem diminuir a eficiência do envio de mensagens e sem introduzir erros de tipo. Uma discussão mais profunda da relação entre *extensão dinâmica* e meta-classes será apresentada no Capítulo 8.

---

²Métodos de instância são os métodos definidos na classe e são usados por instâncias da classe (objetos normais). Métodos de classe são definidos na meta-classe e são usados enviando-se mensagens para o nome da classe.

³Em Smalltalk, as subclasses podem manipular as variáveis de instância das superclasses. Neste caso, a nova superclasse da classe deveria também possuir as variáveis de instância que são usadas pelas subclasses.

Capítulo 7

Relacionamentos Entre Shells

A presença de vários tipos de filtros/*shells* (de agora em diante, *shells*) na linguagem poderia resultar na seguinte situação: uma variável v refere-se, em tempo de execução, a um *shell* de algum tipo (ex: *shell dinâmico*), o qual, por sua vez, refere-se a um *shell* de um outro tipo (ex: *adaptadores*). Algumas situações como esta poderiam resultar em erros, como remover o adaptador sem fazer o mesmo com o *shell dinâmico*. Então, o *shell dinâmico* referir-se-á a um objeto que possui um tipo diferente do que ele espera.

Uma combinação de *shells* é proibida se ela puder fazer com que uma variável refira-se a uma sequência de *shells* na qual existam *shells* de mais de uma variedade.¹ Nem todas as situações como esta poderiam resultar em erros de tipo, mas escolhemos proibir todas elas por simplicidade. Uma futura pesquisa poderia reduzir a quantidade de restrições sem danificar a segurança da linguagem.

Se todas as atribuições permitidas na linguagem fossem do tipo “Tipo := Tipo”,², então deveríamos proibir o uso de duas construções *shell* que utilizassem objetos do mesmo tipo. Como a linguagem permite atribuições do tipo “Tipo := Subtipo”, é proibido existir dois *shells* que possam ser usados com objetos da mesma hierarquia de tipos. Isto é, dado um tipo T , dois *shells* quaisquer não podem ser usados com nenhuma classe cujo tipo pertence ao conjunto calculado pelo algoritmo `all` da Figura 7.1, onde `Subtypes( $T$ )` (`Supertypes( $T$ )`) é o conjunto de todos os subtipos (supertipos) de T no programa em questão. `all( $T$ )` retorna todos os tipos que são relacionados de qualquer forma ao tipo T . Por exemplo, `all( $T$ ) = { $T$ ,  $U$ ,  $W$ }`, onde a hierarquia de tipos do programa é aquela mostrada na Figura 7.2. Note que $U \in \text{all}(T)$, embora U não seja um subtipo ou supertipo de T .

É necessário encontrar os tipos que cada *shell* afeta aplicando-se os procedimentos seguintes.

- Em uma *visão de classe* para uma classe A , somente objetos da classe A serão usados com este *shell*. Assim, o tipo afetado por esta *visão de classe* é `type(A)`.

O conjunto de tipos afetados por todas as *visões de classe* do programa é

---

¹ Estamos chamando “variedade” cada uma das cinco construções *shell* propostas nesta tese.

² Os tipos determinados estaticamente em ambos os lados da atribuição são iguais.

Algoritmo $\text{all}(T)$

{ Retorne o conjunto de tipos R tal que :

1. R contém todos os subtipos e supertipos de T
2. R contém todos os subtipos e supertipos de qualquer tipo que pertença a R }

Seja $G(V,E)$ um grafo onde os vértices são os tipos do programa e existe uma aresta não dirigida entre um tipo e o seu supertipo.

Então, faça uma busca em profundidade em G , começando em T , colocando no conjunto R (inicialmente vazio) todos os vértices visitados.

return R

Figura 7.1: Algoritmo para calcular todos os tipos relacionados a T

Figura 7.2: Uma hierarquia de *tipos*

$$CL = \{U \mid \exists \text{ visão de classe para a classe } A \text{ e } U \in \text{all}(\text{type}(A))\}$$

- Um adaptador $B \rightarrow A$ converte um objeto do tipo $\text{type}(B)$ em um objeto do tipo $\text{type}(A)$. Portanto, os tipos relacionados a adaptadores são

$$AD = \{U \mid \text{Há um adaptador } B \rightarrow A \text{ ou } A \rightarrow B \text{ e } U \in \text{all}(\text{type}(A))\}$$

- Um *shell dinâmico* $B(A \rightarrow A)$ afeta objetos do tipo $\text{type}(A)$ e portanto o conjunto de tipos relacionados a este tipo de *shell* é

$$DS = \{U \mid \exists \text{ um shell dinâmico } B(A \rightarrow A) \text{ e } U \in \text{all}(\text{type}(A))\}.$$

- A instanciação de uma *extensão dinâmica*

if $A \# E(B_0, \dots B_n)$ then

afeta objetos do tipo $\text{type}(A)$. Portanto, o conjunto de tipos que este *shell* afeta é

$$DE = \{U \mid \exists \text{ uma instanciação de uma extensão dinâmica para a classe } A \text{ e } U \in \text{all}(\text{type}(A))\}.$$

Não é necessário analisar *extensões de classe*. Quando uma extensão de classe for colocada sobre uma classe, a própria classe será modificada, o que equivale a modificações realizadas pelo próprio programador. Como o programador pode sempre alterar o seu próprio código, uma *extensão de classe* sempre pode ser

colocada sobre uma classe. Isto pode causar erros de compilação, mas não erros em tempo de execução.

As regras que se aplicam ao uso de vários objetos *shell* de uma mesma variedade em um programa foram discutidas nas seções que descrevem cada tipo de *shell*. Por este motivo, elas não serão repetidas aqui.

Para impedir que duas variedades diferentes de *shell* sejam usadas em uma mesma hierarquia de tipos, é necessário exigir que a intersecção dos conjuntos definidos acima seja vazia:

$$CL \cap AD \cap DS \cap DE = \{\}$$

Capítulo 8

Reflexão Computacional e as Construções Shell

8.1 Introdução

Um programa será reflexivo se ele:

- possuir dados descrevendo alguns aspectos de si mesmo;
- poder alterar alguns dos dados que o descrevem, causando mudanças no próprio programa.

Uma linguagem de programação será reflexiva se nela puderem ser escritos programas reflexivos. Dizemos que uma linguagem reflexiva suporta reflexão computacional.

Uma linguagem orientada a objetos reflexiva possibilita a um programa manipular os dados descrevendo as hierarquias de herança, os métodos suportados por uma dada classe, a classe de um objeto, e assim por diante [64] [68] [11]. Uma linguagem completamente reflexiva permite adicionar/remover métodos de uma classe em tempo de execução, mudar relações de herança e trocar o algoritmo de busca por método. Contudo, a maioria das linguagens adota somente um conjunto limitado de características reflexivas, como Smalltalk [21], ObjVlisp [38], Open C++ [11] e Oberon-2 [12].

Reflexão tem sido implementada principalmente em linguagens sem tipo como Smalltalk, ObjVlisp e 3-KRS [20]. Contudo, há algumas tentativas de introduzir reflexão em linguagens estaticamente tipadas, com Open C++ e Oberon-2.

8.2 Modelos Reflexivos Existentes

De acordo com Ferber [19], características reflexivas de linguagens orientadas a objeto podem ser divididas em três categorias:

1. o modelo meta-classe;
2. o modelo meta-objeto;

3. o modelo meta-comunicação.

O *modelo meta-classe* foi introduzido por Smalltalk [21]. Nesta linguagem, cada classe é uma instância de uma meta-classe sem nome que descreve a sua estrutura (variáveis de instância e métodos suportados). Uma meta-classe é criada automaticamente para cada classe do programa e há uma correspondência um a um entre classes e meta-classes. O programador não possui nenhum controle direto na criação de meta-classes.

O modelo de ObjVlips [38] remove as limitações das meta-classes de Smalltalk. Ele permite a criação explícita de meta-classes pelo programador. Um conjunto de classes pode compartilhar uma única meta-classe e as meta-ligações¹ podem ser criadas indefinidamente.

Em Smalltalk e ObjVlips, uma mensagem enviada para um objeto é redirecionada para a classe do objeto. Isto é, a busca pelo método apropriado ocorre na classe do objeto. Portanto, não há nenhum modo de mudar os métodos de um único objeto ou fazer um interpretador de mensagens específico para ele.

O *modelo meta-objetos* foi introduzido por Maes [20] e permite métodos especializados para um único objeto. Cada objeto possui um meta-objeto associado que guarda informação sobre sua implementação e interpretação. Como existe uma correspondência um a um entre objetos e meta-objetos, um meta-objeto pode ser modificado para redirecionar as mensagens enviadas para o objeto, manter informações estatísticas sobre este objeto específico, etc.

O *modelo meta-comunicação* permite modificar todos os envios de mensagens. Quando uma mensagem for enviada, o sistema de tempo de execução criará um objeto da classe **MENSAGEM** e o inicializará com os dados da mensagem (seletor, o objeto que recebeu a mensagem, parâmetros). Então, a mensagem **ENVIE** será enviada a este objeto, o qual executará o algoritmo de busca por método apropriado. Subclasses da classe **MENSAGEM** podem ser definidas e usadas com uma sintaxe especial, então modificando o significado original de envio de mensagem. Objective-C [22] [71] permite redefinir a função que faz busca por método, que é uma função normal em C. Portanto, ele suporta o modelo meta-comunicação.

Reflexão pode ser suportada não somente por linguagens, mas também por outros sistemas, como bibliotecas. De acordo com Foote [68], X Window permite converter cadeias de caracteres para recursos² em tempo de execução, simulando o acesso a dados que representam o programa. Silica [65] é um sistema de janelas portátil escrito em CLOS que suporta o que o autor chama de "implementational reflection". Silica possui uma interface que permite trabalhar com objetos gráficos (janelas, botões, etc) e uma meta-interface que possibilita a criação de novos tipos de objetos não previstos pelos criadores originais de Silica. A meta-interface permite a um programador desempenhar o mesmo papel que os projetistas de Silica, o que é diferente do uso do sistema como um usuário normal. Por exemplo, a meta-interface permite que o programador faça o algoritmo para retornar a janela onde a seta do *mouse* se encontra.

---

¹Uma meta-ligação é a ligação entre uma classe e sua meta-classe.

²Funções em C.

8.3 Alguns Exemplos de Uso de Reflexão

Uma linguagem reflexiva permite que um programa escrito nela examine a si mesmo em tempo de execução e mude sua estrutura. O modelo meta-classe permite mudar classes, o modelo meta-objeto permite mudar um único objeto (inclusive o seu algoritmo para busca por método) e o modelo meta-comunicação permite mudar o algoritmo de busca por método para todos os objetos e classes. Maes [20] chama a habilidade de mudar uma classe de “reflexão estrutural” e a habilidade de mudar o algoritmo de busca por método de “reflexão computacional”. Reflexão é usada para:

- criar ferramentas de *software* como depuradores. Um depurador simples pode ser construído simplesmente cobrindo-se todas as classes do programa com código executado pelo depurador. Quando uma mensagem for enviada, um método do depurador será chamado e então ele chamará o método original. O depurador pode exigir pré e pós-condições para cada chamada de método;
- manter estatísticas sobre chamadas de métodos e número de objetos criados;
- implementar construções não suportadas pela linguagem, como procuradores, futuros e *actors* [42]. Todas elas podem ser implementadas usando meta objetos. Um procurador é um objeto que delega as mensagens enviadas a ele a um outro objeto em uma outra máquina. Um objeto futuro representa um processo que está executando em paralelo com o processo no qual ele foi criado. Por exemplo, um objeto futuro *f* pode representar um processo que está calculando uma multiplicação de matrizes. Se uma mensagem for enviada a *f*, como

`f.printResult()`

para imprimir o resultado da multiplicação, o processo onde esta instrução se encontra irá parar e esperar a multiplicação terminar. Se nenhuma mensagem for enviada a *f*, os dois processos (multiplicação de matrizes e o processo que declara *f*) continuarão a executar em paralelo.

Um *actor* [18] é um objeto com uma fila de mensagens e um processo. Qualquer mensagem enviada ao *actor* será colocada na fila. O processo lê as mensagens da fila e as executa em seqüência;

- implementar persistência. Um objeto persistente sobrevive ao programa que o criou porque ele é gravado em disco. Persistência pode ser implementada se a linguagem permitir facilidades para examinar a estrutura interna das classes e objetos;
- *visão de classe*, *adaptadores* e mesmo *extensão dinâmica* poderão ser implementados por meio de um pré-processador se a linguagem fornecer ferramentas reflexivas para examinar e mudar a estrutura dos programas em tempo de execução. Os algoritmos que implementam *adaptadores*, por exemplo, precisam saber a classe de um objeto em execução. *Extensões dinâmicas* criam e modificam classes em execução.

8.4 Problemas com os Modelos Meta-classe e Meta Objeto

Meta-classes são o conceito de programação orientada a objetos mais difícil de aprender [56]. Borning e O'Shea [60] propuseram que elas fossem eliminadas. É difícil entender as diferenças entre os relacionamentos criados por instâncias, herança e meta-classes. É difícil entender as responsabilidades de cada um destes relacionamentos em modelos complexos de herança/meta-classes como os de Smalltalk e ObjVlisp. Por exemplo, o que acontecerá a uma variável de instância da classe A se modificarmos a meta-classe de uma superclasse de A ? Como uma classe chamada `Class` pode herdar de uma classe `Object` se `Object` é uma instância de `Class` ? Uma superclasse não deveria ser criada antes de suas subclasses e uma classe antes de suas instâncias ? Meta-classes sofrem do problema da regressão infinita: uma classe deve possuir uma meta-classe, que deve possuir uma meta-meta-classe e assim por diante. Na prática, este problema é resolvido com criação preguiçosa de meta-classes ou pela introdução de hierarquias e meta-ligações incomuns (como a relação entre `Object` e `Class`), o que danifica o aprendizado da linguagem.

De acordo com Maes [20], o modelo meta-objeto da linguagem 3-KRS é simples e uniforme porque há apenas um tipo de conceito: o objeto. Contudo, 3-KRS não é estaticamente tipada, o que dificulta uma implementação eficiente e a construção de programas seguros. Além disto, em 3-KRS ocorre o problema da regressão infinita de meta-objetos.

Os três modelos descritos na seção 8.2 podem causar erros de tipo. Eles permitem remover métodos de classes e objetos, mudar ligações de herança, modificar o algoritmo de busca por método e assim por diante. Eles podem causar erros de tipo em tempo de execução na maioria das linguagens reflexivas, com poucas exceções [12] [64]. Tudo indica que não há nenhum modo fácil de se fazer construções reflexivas que não causem erros de tipo sem remover algumas das suas facilidades. Do mesmo modo que nenhuma linguagem estaticamente tipada permite toda a flexibilidade de linguagens sem tipo.

8.5 Discussão Sobre *Shells* e Reflexividade

Shell dinâmico e *extensão dinâmica* possuem muitas características de meta-objetos e meta-classes, respectivamente. Embora eles não possam simular estas facilidades completamente, eles capturam a maior parte de suas características seguras e compõem um *modelo reflexivo estaticamente tipado*. Este modelo é elegante, fácil de entender e de implementar.

Um meta-objeto captura todas as mensagens enviadas ao seu objeto e pode redirecionar mensagens a outros objetos, coletar estatísticas sobre envio de mensagens, conferir pré e pós-condições, etc. No caso comum, o meta-objeto chamará o método correspondente para aquela mensagem. O comportamento de um objeto pode ser alterado mudando-se o seu meta-objeto. O novo meta-objeto pode chamar métodos diferentes daqueles chamados pelo meta-objeto anterior. Esta é

exatamente a funcionalidade suportada por *shell dinâmico*. Os métodos de um objeto podem ser substituídos por outros colocando-se um *shell dinâmico* sobre o objeto.

Extensão dinâmica permite mudar os métodos de uma classe em tempo de execução. Os novos métodos podem chamar os métodos originais da classe através da palavra chave `object`. Embora *extensão dinâmica* não possa adicionar/remover métodos ou mudar hierarquias de classes, ela pode substituir meta-classes em muitos dos seus usos.

Shell dinâmico não foi baseado em outras construções de linguagens, embora ele seja essencialmente o mecanismo *trap* de KSL [43] [74] e a construção de meta-objetos de Foote e Johnson [42], introduzida em Smalltalk. Contudo, KSL e Smalltalk são linguagens sem tipo que permitem erros de tipo em tempo de execução. *Shell dinâmico* e *extensão dinâmica* podem ser suportados por uma linguagem estaticamente tipada sem danificar o sistema de tipos.

Classes *predicado* de Chambers [61] podem fazer um objeto herdar de algumas classes dinamicamente se ele satisfizer algumas expressões booleanas. A herança será removida sempre que a expressão booleana resultar em `false` usando o objeto. Então, classes *predicado* permitem mudar métodos de um objeto em tempo de execução e são relacionadas a *shell dinâmico*. Contudo, um *shell dinâmico* é colocado/removido³ pelo programador e a herança dinâmica de classes *predicado* é automaticamente gerenciada pelo sistema de tempo de execução.

Uma classe *mixin* [23] pode se referir às suas superclasses embora ela não herde de ninguém. Esta classe não é usada para criar objetos, mas para ser composta com outras classes que desempenham o papel de suas superclasses. Na composição de um *mixin* com uma classe A, as referências às superclasses dos métodos do *mixin* são ligadas à classe A. Isto é similar a ter subclasses que podem ser acopladas a várias superclasses. Este é o motivo pelo qual classes *mixins* são chamadas de “subclassas abstratas”.

A linguagem Agora [62] suporta a aplicação dinâmica de *mixins*. Uma classe pode ser criada dinamicamente pela combinação de um *mixin* com classes existentes. Isto é muito semelhante a *extensões dinâmicas*. Uma classe B definida como uma *extensão dinâmica* pode enviar mensagens (através da palavra chave “`object`”) para a classe em que ela será acoplada. Se B for colocado sobre A, quaisquer mensagens enviadas através de “`object`” em métodos de B invocarão métodos da classe A. *Extensão dinâmica* foi baseada em *extensão de classe*, que por sua vez foi baseada na proposta de Bracha e Cook [23] de *mixins* estaticamente tipados para Modula-3.

Open C++ [11] é uma extensão reflexiva a C++ que suporta meta-objetos. Seu objetivo é permitir que programadores estendam a linguagem com facilidades que não podem ser adicionadas facilmente a C++, como suporte a programação distribuída. Em Open C++, uma mensagem enviada a um objeto de uma classe reflexiva causa a execução de um método `Meta.MethodCall` do meta-objeto do objeto, não importando qual seja o seletor da mensagem. Isto é diferente de *shell*

---

³Um *shell dinâmico* referenciado pela variável `x` pode ser removido pela instrução “`remove(x)`”.

dinâmico, no qual o método executado é sempre igual ao nome do seletor da mensagem.

Templ [12] introduziu reflexão na linguagem Oberon-2. Cada procedimento (o que inclui métodos) possui um meta-procedimento associado. Este sabe como chamar o procedimento. Agindo sobre o meta procedimento, o programa pode mudar o comportamento do procedimento. Por exemplo, o meta-procedimento pode chamar outro procedimento, ao invés do procedimento ao qual ele está associado. Se o procedimento for um método, isto será semelhante a colocar uma *extensão dinâmica* sobre uma classe, admitindo que apenas um método é definido na extensão.

Capítulo 9

Conclusão

9.1 Considerações Gerais

As construções apresentadas nesta tese permitem modificar o comportamento/tipo de objetos. É relativamente fácil identificar as situações que requerem uma mudança no tipo/comportamento de objetos. Quando isto acontecer, o programador deve procurar o tipo apropriado de *shell* para usar, o que também não é difícil. A alternativa ao uso de *shells* é modificar o código, o que é inseguro e mistura o programa original com o código novo introduzido para corrigir/estender o programa. Com *shells*, o programa original e as modificações são mantidas separadas, o que significa que *shells* podem ser agrupados em uma biblioteca e reusados. O programa torna-se mais modular porque as abstrações representadas pelos *shells* são separadas das classes com as quais elas são usadas. Toda a experiência do grupo de programadores com o código original é preservada. Como *shells* não são misturados com o programa, eles podem ser facilmente removidos quando necessário. A definição completa das construções *shell* é difícil de entender, mas *shells* são relativamente fáceis de usar.

Se for necessário incluir *shells* em uma linguagem orientada a objetos estaticamente tipada, eles deverão suportar uma implementação eficiente. Portanto, analisaremos o desempenho destas construções.

- *Visão de classe* requer um algoritmo de busca por método ineficiente porque um objeto filtro e o objeto a que ele se refere não podem ser agrupados em um único objeto, como é feito com *shell dinâmico*. A razão é que pode haver uma variável referindo-se ao objeto filtro enquanto que outra refere-se diretamente ao objeto. Assim, o objeto filtro e o objeto devem ser distintos.
- *Adaptadores* podem ser implementados eficientemente porque eles apenas enviam mensagens para uma variável de instância. Nenhum algoritmo especial de busca por método é necessário. Há uma degradação de desempenho mínima na criação de objetos adaptadores e na remoção deles, o que é feito para tornar correta uma atribuição incorreta em relação a tipos. De qualquer forma, esta degradação de desempenho ocorreria se o problema fosse solucionado por código feito pelo próprio programador.

- *Extensão de classe* é aplicada antes da compilação e portanto não causa degradação do desempenho em tempo de execução.
- *Shell dinâmico* requer que cada objeto seja manipulado por uma indireção dupla. Então, cada chamada de método possui uma sobrecarga extra de uma indireção. Embora nós não tenhamos construído um compilador para uma linguagem que usa estas construções (somente um interpretador), podemos retirar algumas conclusões baseadas em C++. Usando o compilador g++ (GNU) da Free Software Foundation executando em uma SPARC Station sobre SunOS, uma chamada a um método virtual com uma indireção de ponteiros a mais é 14% mais lenta que uma chamada normal.¹ Assumindo que 50% do tempo de execução do programa é busca/chamada de métodos, a degradação total do desempenho causada por *shell dinâmico* será somente 7%. Estamos considerando que todos os objetos são manipulados por dupla indireção. Uma otimização simples é manipular por indireção dupla somente aqueles objetos que podem ser afetados por *shell dinâmico*. Isto reduziria a degradação de desempenho drasticamente.
- *Extensão dinâmica* não altera o desempenho do programa na implementação sugerida por nós na seção 6.4 do Capítulo 6. Nesta implementação, cada objeto contém um ponteiro para uma estrutura de dados descrevendo a sua classe, que possui uma tabela com ponteiros para os métodos da classe. Quando uma mensagem for enviada a um objeto, o método apropriado será procurado na estrutura de dados que contém ponteiros para os métodos da classe deste objeto.

Contudo, *extensão dinâmica* poderá causar uma pequena degradação de desempenho se outras técnicas de implementação forem usadas. Por exemplo, Cox e Novobilski [22] sugerem que os métodos mais recentemente encontrados pelo algoritmo de busca por métodos sejam colocados em um *cache*, que é uma tabela *hash* cuja chave é uma composição do seletor do método com o nome da classe do objeto. Quando uma *extensão de classe* for colocada sobre uma classe A, dever-se-á retirar deste *cache* os métodos da classe A que foram substituídos pela *extensão de classe*. Contudo, a degradação do desempenho é mínima e corresponde a buscas pelos métodos da classe A que foram removidos do *cache*.

Pelas declarações acima, todos os *shells*, exceto *visão de classe*, possuem uma implementação eficiente. Isto pode ser mudado se delegação verdadeira não for usada por esta construção. Para explicar melhor este ponto, suponha que exista uma variável *s* que se refere a um filtro $\mathcal{F}$, o qual por sua vez refere-se a um objeto $\mathcal{Q}$. Quando uma mensagem for enviada para *s* e $\mathcal{F}$ não possuir o método apropriado, a mensagem será delegada a $\mathcal{Q}$. Como a linguagem é tipada estaticamente, $\mathcal{Q}$ possui o método correspondente, o qual será executado. Se este método enviar uma mensagem para *self*, a busca pelo método apropriado começará no filtro $\mathcal{F}$. Isto é, durante a execução de qualquer método chamado através de $\mathcal{F}$,

---

¹Usando um método vazio.

`self` é ligado a $\mathcal{F}$. Se a semântica de *visão de classe* for modificada para ligar `self` a $\mathcal{Q}$, teremos uma implementação eficiente para esta construção. O filtro $\mathcal{F}$ teria uma variável de instância chamada “object” que aponta para $\mathcal{Q}$. Qualquer mensagem enviada a $\mathcal{F}$ que ele não puder responder será redirigida para $\mathcal{Q}$.

Redirigir significa ter métodos em $\mathcal{F}$ que invocam os métodos de mesmo nome de $\mathcal{Q}$, como no exemplo abaixo:

```
proc m( x : integer );  
  begin  
    object.m(x);  
  end
```

Isto é exatamente o que é feito por *adaptadores*. A implementação alternativa de *visão de classe* exposta acima muda a semântica desta construção, mas isto pode ser exatamente o que o programador quer em algumas situações. Por exemplo, suponha que $\mathcal{F}$ redefina o método `print` de $\mathcal{Q}$, que é usado para imprimir os dados do objeto. O método `print` de $\mathcal{F}$ imprime em uma janela gráfica ao invés de no terminal como o método `print` de $\mathcal{Q}$. Neste caso, é desejável que quaisquer chamadas ao método `print` em $\mathcal{Q}$ invoquem o método `print` de $\mathcal{F}$. Delegação neste caso seria o ideal. Um outro exemplo seria a redefinição de um método `copy` de $\mathcal{Q}$, que aloca memória e retorna `nil` se não houver memória suficiente. Suponha que outros métodos de $\mathcal{Q}$ invoquem `copy` e testem o seu valor de retorno contra `nil` para descobrir se houve memória suficiente ou não. Se $\mathcal{F}$ redefinir `copy` para sinalizar uma exceção em falta de memória, então o envio da mensagem `copy` dentro de $\mathcal{Q}$ deve invocar o método `copy` de $\mathcal{Q}$ e não de $\mathcal{F}$. De outro modo, uma exceção seria sinalizada e não tratada. Por estes exemplos, vemos que delegar a mensagem (a semântica corrente) ou redirecioná-la (a semântica alternativa) são ambos úteis e poderiam ser suportados por *visão de classe*, embora isto fizesse esta construção mais complexa.

9.2 Contribuições desta Tese

Todos os *shells* foram criados independentemente de idéias semelhantes encontradas na literatura, exceto *extensão de classe*, que foi baseada em mixins [23] e *extensions* de Ossher e Harrison [10]. As contribuições desta tese são descritas abaixo, divididas por *shell*/construção.

- *Visão de classe* desempenha um papel, pelo nosso conhecimento, que não é diretamente relacionado com qualquer outra construção de linguagem ou ferramenta de *software*. Ela foi criada para resolver alguns problemas descritos por Berlin [39]. De acordo com ela, o maior problema na construção de um programa não são módulos mal projetados, mas incompatibilidades entre os módulos. Isto é, o que um módulo espera não é o que o outro módulo faz. A resolução deste tipo de problema é o objetivo de *visão de classe*, embora esta construção não possa resolver todos os problemas descritos por Berlin.

Visão de classe pode ser considerada como uma técnica para aplicação de meta-objetos em uma região específica do programa. Como exemplo,

suponha que queiramos fazer uma estatística² sobre as mensagens enviadas para objetos de uma dada classe, digamos A , em uma região β do programa. Devemos construir uma *visão de classe* com uma classe $A \rightarrow \beta$ que coleta estes dados. Outras aplicações de meta-objetos podem também ser limitadas a uma certa região do programa usando *visão de classe*.

- *Adaptadores* têm sido usados como uma técnica de programação, de acordo com Johnson.³ Os adaptadores definidos pelo programador são similares àqueles descritos nesta tese. Contudo, os adaptadores descritos nesta tese são mais fáceis de se fazer do que aqueles feitos sem nenhuma ferramenta auxiliar. Como um exemplo disto, suponha a existência dois tipos, T e U , que possuam algumas assinaturas de métodos em comum, fato freqüente na prática. Se o programador fizer um adaptador sem ajuda de nenhuma ferramenta, ele deverá definir todos os métodos da classe adaptadora, o que não será necessário se os adaptadores usados nesta tese forem utilizados. Os métodos com as mesmas assinaturas em ambos os tipos não precisam ser definidos. Os objetos adaptadores desta tese são também colocados e removidos automaticamente pelo sistema de tempo de execução.

Adaptadores estendem a definição de subtipo: Um tipo U é um subtipo de um tipo T se $T \subset U$ ou se existir um adaptador $U \rightarrow T$. Isto porque o compilador coloca automaticamente um procedimento de conversão de objetos de U para T no código. O programador usa U como se ele fosse realmente subtipo de T .

- *Extensão de classe* foi baseada na extensão estaticamente tipada de classes *mixin* para Modula-3 proposta por Cook e Bracha [23] e na técnica *extensão* proposta por Ossher e Harrison [10]. *Extensão de classe* possui duas características não suportadas por mixins e *extensões*. Primeiro, um mixin ou extensão não pode declarar uma variável ou parâmetro de um método cujo tipo é a classe na qual o mixin/extensão será acoplado. Segundo, diferente de mixins/extensões, *extensões de classe* podem ser parametrizadas, o que significa que os parâmetros podem adequar uma *extensão de classe* a cada classe com que ela é usada.

Extensão de classe é muito semelhante a *enhance types* de Horn [40] e *descriptive classes* de Sandberg [41] embora *extensão de classe* tenha sido desenvolvida independentemente destas construções. A principal diferença é que uma *extensão de classe* pode modificar uma classe (e portanto todo um programa) sem necessidade de nenhuma edição na classe ou no programa. Apenas um arquivo *shell* deve ser definido. Os detalhes do relacionamento de *enhance types* e *descriptive classes* com *extensão de classe* são detalhados na seção 4.6.

O programador pode alterar o código fonte de uma classe, digamos A , ao invés de usar *extensão de classe*. Esta solução possui alguns problemas.

---

²Coletar dados estatísticos é uma das aplicações de meta-objetos — veja capítulo 8.

³Johnson, Ralph. Comunicação Pessoal, 1994.

Primeiro, as alterações no código fonte devem ser feitas para cada nova versão da classe A, se esta classe pertencer a uma biblioteca de classes não criada pelo programador ou seu grupo. Segundo, as modificações feitas na classe A podem ser as mesmas requeridas por outras classes. As alterações diretas no código fonte não são reutilizáveis, ao contrário de *extensões de classe*, que podem ser agrupadas em uma biblioteca.

Terceiro, alterar o código fonte diretamente usualmente implica em modificar o código de dentro dos métodos e usar as variáveis de instância e métodos privados das classes. *Extensão de classe* modifica uma classe usando apenas a sua interface pública, o que é muito mais seguro.

Esta tese também propõe uma técnica para construir classes mixins usando classes parametrizadas. Esta técnica resulta em classes mixins estaticamente tipadas e que podem declarar variáveis da classe na qual o mixin será acoplado.

- *Shell dinâmico* e *extensão dinâmica* juntos são a maior contribuição desta tese. Eles compõem um *modelo reflexivo estaticamente tipado*. *Shells dinâmicos* são semelhantes a meta-objetos embora existam algumas diferenças entre eles. Meta-objetos têm sido implementados em linguagens sem tipo por Maes [20] (3-KRS), Foote e Johnson [42] (Smalltalk) e Ibrahim et al. [43] (KSL). Chiba e Masuda [11] introduziram meta-objetos em uma extensão de C++ chamada Open C++. A linguagem é mantida estaticamente tipada embora uma chamada de método implementada por um meta-objeto seja cinco a oito vezes mais lenta que uma chamada de método normal de C++. A sobrecarga de uma chamada de método quando se usa *shell dinâmico* é somente 14%. E não é necessário usar um algoritmo de busca por método especial como em Open C++. É somente necessário manipular os objetos através de uma indireção dupla.

Extensão dinâmica permite substituir em tempo de execução alguns ou todos os métodos de uma classe por outros. Uma facilidade similar é suportada por Oberon-2 [12]. Nesta linguagem, cada procedimento possui um meta-procedimento associado que toma o controle quando o procedimento é chamado. Então, o meta-procedimento pode chamar outro procedimento ao invés daquele original. Isto significa que um procedimento pode substituir um outro procedimento em tempo de execução. Como métodos são procedimentos em Oberon-2, pode-se substituir um método de uma classe em tempo de execução, o que é semelhante a colocar uma *extensão dinâmica* sobre uma classe mudando apenas um método.

Embora Oberon-2 possua características similares a *extensão dinâmica*, elas são mais difíceis de entender, mais complexas e provavelmente menos eficientes. Nesta linguagem, existe uma função que insere procedimentos em uma lista circular mantida por cada meta-procedimento. Quando o meta-procedimento receber uma mensagem requisitando a sua execução, ele executará todos os procedimentos da lista circular. Então, os parâmetros para um procedimento têm que ser passados para o meta-procedimento e

depois para cada um dos procedimentos. Se existir apenas um procedimento na lista circular, o que é o caso mais comum,⁴ existirá uma passagem inútil de parâmetros do meta-procedimento ao procedimento, o que não acontece com *extensão dinâmica*, pois esta construção modifica diretamente as estruturas de dados que descrevem as classes em tempo de execução — os métodos são chamados diretamente, sem meta-procedimentos intermediários. Oberon-2 possui uma sintaxe para procedimentos normais e outra para meta-procedimentos. *Extensão dinâmica* utiliza uma sintaxe quase idêntica à sintaxe de classes normais, facilitando o seu uso.

Um interpretador de um subconjunto da linguagem utilizada nesta tese foi modificado para suportar *shell dinâmico* e uma versão de *extensão dinâmica* sem as facilidades de classes parametrizadas. A adição destas construções ao interpretador foi feita em menos de um dia de trabalho e com a adição de menos de 100 linhas de código em linguagem C.

A diferença básica entre *shells dinâmicos* e meta-objetos (ou meta-procedimentos) é que os primeiros possuem apenas um mecanismo de busca por método, que é aquele fornecido pela linguagem. Uma mensagem enviada a um objeto não é primeiro analisada pelo seu meta-objeto e então delegada ao objeto. O fato de *shell dinâmico* usar o algoritmo de busca por método da linguagem faz com que esta construção:

- seja fácil de entender, já que uma classe para um *shell dinâmico* é muito semelhante a uma classe normal;
- seja fácil de implementar, pois não existem desvios de mensagens para meta-objetos. Como consequência, *shell dinâmico* suporta uma implementação eficiente;
- seja estaticamente tipada, pois as regras de subtipo da linguagem são também empregadas para *shell dinâmico*.

Em resumo, *shell dinâmico* e *extensão dinâmica* formam um modelo reflexivo que pode ser colocado em uma linguagem orientada a objetos estaticamente tipada sem danificar o sistema de tipos. Este modelo é muito simples de entender, usar e implementar. A degradação do desempenho causado por estas construções é mínima. Do nosso conhecimento, ele é o primeiro modelo reflexivo orientado a objetos e estaticamente tipado projetado juntamente com a linguagem em que ele é usado.

9.3 Pesquisas Futuras

Esperamos projetar uma linguagem que suportará *shell dinâmico*, *extensão dinâmica* e *adaptadores*. *Visão de classe* e *extensão de classe* serão implementados por meio de pré-processadores. Esta linguagem será basicamente a descrita no Apêndice A com algumas pequenas modificações. Chamaremos esta linguagem

---

⁴É o equivalente a não usar meta procedimentos.

de X. Pensamos em projetar uma versão sem tipos de X e uma outra linguagem Y semelhante a X, mas sem herança. O objetivo de Y é construir *software* com alto desempenho. Ela será baseada em classes (sem herança ou polimorfismo) e suportará operações de baixo nível (como fazer um ponteiro apontar para um número inteiro). Y não suportará coleta de lixo. A nossa intenção é fazer a maior parte do *software* em X e as partes mais críticas em Y. Esperamos que o interpretador para a versão sem tipos de X possa deduzir a maioria dos tipos de variáveis do programa, o que tornará parcialmente automática a conversão de um programa sem tipos para a linguagem X, que é estaticamente tipada.

Pretendemos também projetar uma linguagem de conexão de módulos que permitirá uma integração fácil entre X, Y e mesmo com outras linguagens.

Alguns melhoramentos podem ser feitos com as propostas desta tese. Abaixo estão alguns deles.

- Na linguagem X, devem ser acrescentados outros mecanismos de reflexão, como para permitir o exame da estrutura dos objetos e classes em tempo de execução. Esperamos também acrescentar em X mecanismos para persistência e programação distribuída.
- Poderia ser permitido herança com *shells*. Na proposta corrente, nenhuma classe *shell* pode herdar ou ser herdada.
- A combinação de *adaptadores* com classes parametrizadas poderia ser permitida. Assim, a classe


```
class A[ T : B ]
...
endclass
```

 cujos parâmetros reais devem conformar-se⁵ com B, poderia ser instanciada com uma classe C que é funcionalmente compatível com B mas incompatível com relação a tipos com esta classe. Um adaptador para converter o tipo B para C e vice-versa deveria ser construído pelo programador.
- A criação de subclasses poderia ser considerada como um mecanismo de *shell*.
- Classes de *extensão dinâmica* poderiam definir uma seção **share**. Isto permitiria mudar os métodos da seção **share** da classe (como **new**) em tempo de execução. A linguagem se tornaria mais uniforme e poderosa. Como exemplo desta facilidade, poder-se-ia redefinir em tempo de execução o método **new** de uma classe para implementar um mecanismo não padronizado de alocação dinâmica.
- A linguagem X deverá suportar classes como objetos de “primeira classe”, embora não haverá herança de meta-classes ou criação dinâmica de classes (exceto por *extensão dinâmica* e *shell dinâmico*).

---

⁵Veja definição de *conformidade* na seção A.3.

- Classes parametrizadas poderiam ter parâmetros que são constantes numéricas como no modelo descrito em [44].
- *Visão de classe* poderia ser modificada para poder ser usada com variáveis globais e variáveis de classe (aquelas definidas na parte *share*). Um modo simples de se fazer isto é examinar, em tempo de execução, todos os envios de mensagem em uma certa região do programa. Se o objeto empregado for de uma certa classe, então a mensagem será desviada para um outro objeto. Isto permitiria, por exemplo, modificar a entrada/saída de um módulo do programa. Suponha que um dado módulo faça algumas computações e envie sua saída para o vídeo. Queremos usar este módulo em nosso programa mas ele não deve enviar nenhum resultado para o vídeo. Utilizaremos apenas os resultados calculados por este módulo. Se a linguagem fizer todas as entradas/saídas através das variáveis globais *cin* e *cout*, como em C++, este problema poderia ser resolvido por *visão de classe*. Bastaria redefinir o significado da classe de *cout* dentro do módulo para que ela não imprimisse nada. Da mesma forma, poderíamos desejar uma entrada e saída mais elaborada que a fornecida por *cin* e *cout*, talvez com o uso de janelas.
- O uso extensivo de *visão de classe* e até mesmo *extensão de classe* certamente trará sérios prejuízos à clareza de um programa. É necessária uma comparação prática entre o uso destas construções e modificações diretas no código fonte. Alterações diretas no código também podem tornar um programa ilegível e de difícil manutenção, pois o código é “remendado” em diversos pontos, provavelmente com o uso de variáveis de instância/métodos privados das classes.
- Em versões anteriores desta tese, haviam dois outros *shells*: *visão de tipo* e *extensão de tipo*. Eles foram retirados porque não possuíam conceitos tão interessantes quanto os outros *shells*. Eles consideram um tipo como a coleção de todas as classes do programa que possuem aquele tipo. Assim, podemos usar *visão de tipo* para aplicar *visão de classe* a todas as classes que possuem um dado tipo. Esperamos implementar *visão de tipo* e *extensão de tipo* por meio de pré-processadores.
- O número de restrições ao uso de diversos *shells* em um mesmo programa pode ser diminuído. Em particular, acreditamos que *shell dinâmico* e *extensão dinâmica* podem ser usados em um mesmo programa sem nenhuma restrição. É necessário construir provas, como as descritas nesta tese, que garantam que o uso de vários *shells* não resultará em situações ambíguas ou errôneas.

Bibliografia

- [1] LEWIS, John; Henry, Sallie; Kafura, Dennis; Schulman, Robert. An Empirical Study of the Object-Oriented Paradigm and Software Reuse. *SIGPLAN Notices*, v. 26, n. 11, p. 184–196, 1991. /OOPSLA 91/
- [2] WILDE, Norman; Matthews, Paul; Huitt, Ross. Maintaining Object-Oriented Software. *IEEE Software*, v. 10, n. 1, p. 75–80, January 1993.
- [3] TAENZER, David; Ganti, Murthy; Podar, Sunil. Object-Oriented Software Reuse: The Yoyo Problem. *Journal of Object-Oriented Programming*, p. 30–35, September/October 1989.
- [4] JOHNSON, Ralph; Foote, Brian. Designing Reusable Classes. *Journal of Object-Oriented Programming*, v. 1, n. 2, p. 22–35, 1988.
- [5] GAMMA, Erich; Helm, Richard; Johnson, Ralph; Vlissides, John. *Design Patterns*. s.l., Addison-Wesley, 1995.
- [6] MEYER, Bertrand. Tools for the New Culture: Lessons from the Design of the Eiffel Libraries. *Communications of the ACM*, v. 33, n. 9, September 1990.
- [7] SNYDER, Alan. Encapsulation and Inheritance in Object-Oriented Programming Languages. *SIGPLAN Notices*, v. 21, n. 11, p. 38–45, 1986. /OOPSLA 86/
- [8] SNYDER, Alan. Inheritance and the Development of Encapsulated Software Components. In: Shriver, Bruce; Wegner, Peter, eds. *Research Directions in Object-Oriented Programming*. s.l., MIT Press, 1987. p. 165–188.
- [9] KNUDSEN, Jørgen. Name Collision in Multiple Classification Hierarchies. *Lecture Notes in Computer Science*, v. 322, p. 93–109, 1988. /ECOOP 88/
- [10] OSSHER, Harold; Harrison, Willian. Combination of Inheritance Hierarchies. *SIGPLAN Notices*, v. 27, n. 10, p. 25–40, 1992. /OOPSLA 92/
- [11] CHIBA, Shigeru; Masuda, Takashi. Open C++ and Its Optimization. *OOPSLA'93 Workshop on Reflection and Metalevel Architectures*, 1993.
- [12] TEMPL, Joseph. Reflection in Oberon. *ECOOP'92 Workshop on Object-Oriented Reflection and Metalevel Architectures*, 1993.

- [13] AMERICA, Pierre; Linden, Frank van der. A Parallel Object-Oriented Language with Inheritance and Subtyping. *SIGPLAN Notices*, v. 25, n. 10, p. 161-168, 1990. /ECOOP-OOPSLA 1990/
- [14] UNGAR, David; Smith, Randall; Chambers, Craig; Hölzle, Urs. Object, Message, and Performance: How They Coexist in Self. *IEEE Computer*, v. 25, n. 10, p. 53-64, October 1992.
- [15] UNGAR, David; Smith, Randall. Self: The Power of Simplicity. *SIGPLAN Notices*, v. 22, n. 12, p. 227-243, 1987. /OOPSLA 87/
- [16] DONY, Christophe; Malenfant, Jacques; Cointe, Pierre. Prototype-Based Languages: From a New Taxonomy to Constructive Proposals and their Validation. *SIGPLAN Notices*, v. 27, n. 10, p. 201-217, 1992. /OOPSLA 92/
- [17] LIEBERMAN, Henry. Using Prototypical Objects to Implement Shared Behavior in Object-Oriented Systems. *SIGPLAN Notices*, v. 21, n. 11, p. 214-223, 1986. /OOPSLA 86/
- [18] AGHA, Gul. An Overview of Actor Languages. *SIGPLAN Notices*, v. 21, n. 10, p. 58-67, October 1986.
- [19] FERBER, Jacques. Computational Reflection in Class Based Object Oriented Languages. *SIGPLAN Notices*, v. 24, n. 10, p. 317-326, 1989. /OOPSLA 89/
- [20] MAES, Pattie. Concepts and Experiments in Computational Reflection. *SIGPLAN Notices*, v. 22, n. 12, p. 147-155, 1987. /OOPSLA 87/
- [21] GOLDBERG, Adele; Robson, David. *Smalltalk-80: The Language and its Implementation*. s.l., Addison-Wesley, 1983.
- [22] COX, Brad; Novobilski, Andrew. *Object-Oriented Programming — An Evolutionary Approach*. s.l., Second Edition, Addison-Wesley, 1991.
- [23] COOK, W.; Bracha, G. Mixin-based Inheritance, *SIGPLAN Notices*, v. 25, n. 10, p. 303-311, 1990. /OOPSLA 90/
- [24] PINTADO, Xavier. Gluons: a Support for Software Component Cooperation. *Lecture Notes in Computer Science* v. 742, p. 43-60. /Object Technologies for Advanced Software, First JSSST International Symposium/
- [25] SHILLING, John. Three Steps to Views: Extending the Object-Oriented Paradigm. *SIGPLAN Notices*, v. 24, n. 10, p. 353-361, 1989. /OOPSLA 89/
- [26] OPDYKE, Willian. *Refactoring Object-Oriented Frameworks*. Urbana-Champaign, 1992. Tese (Doutorado) - University of Illinois at Urbana-Champaign.

- [27] OPDYKE, Willian; Johnson, Ralph. Refactoring and Aggregation. Lecture Notes in Computer Science, v. 742, p. 43–60. /Object Technologies for Advanced Software, First JSSST International Symposium/
- [28] CASAIS, Eduardo. An Incremental Class Reorganization Approach. Lecture Notes in Computer Science, v. 615, p. 114–132, 1992. /ECOOP 92/
- [29] HÖLZLE Urs. Integrating Independently-Developed Components in Object-Oriented Languages. Lecture Notes in Computer Science, v. 707, p. 36–56, 1993. /ECOOP 93/
- [30] YELLIN, Daniel; Strom, Robert. Interfaces, Protocols, and the Semi-Automatic Construction of Software Adaptors. *SIGPLAN Notices*, v. 29, n. 10, p. 176–190, 1994. /OOPSLA 94/
- [31] KISHIMOTO, Yoshinori; Kotaka, Nobuto; Honiden, Shinichi. Adapting Object-communication Methods Dynamically. *IEEE software*. v. 12, n. 3, p. 65–74, May 1995.
- [32] CARDELLI, L.; Donahue, J; Glassman, L; Jordan, M; Kalsow, B; Nelson, G. Modula-3 Language Definition. *SIGPLAN Notices*, v. 27, n. 8, p. 15–42, August 1992.
- [33] RAJ, R. K.; Levy, H. M. A Compositional Model for Software Reuse. *The Computer Journal*, v. 32, n. 4, p. 312–322, 1989.
- [34] MEYER, Bertrand. *Object-Oriented Software Construction*. s.l., Prentice Hall, 1988.
- [35] MURATA, Makoto; Kusumoto, Koji. Daemon: Another Way of Invoking Methods. *Journal of Object-Oriented Programming*. p. 8–12, July/August 1989.
- [36] BLAKE, Edwin; Cook, Steve. On Including Part Hierarchies in Object-Oriented Languages, with an Implementation in Smalltalk. Lecture Notes in Computer Science v. 276, p. 41–50, 1987. /ECOOP 87/
- [37] STEPHEN R. Davis. C++ Objects that Change their Types. *Journal of Object-Oriented Programming*, p. 27–32, July/August 1992.
- [38] COINTE, Pierre. Metaclasses are First Class : the ObjVlisp Model. *SIGPLAN Notices*, v. 22, n. 12, p. 156–167, 1987. /OOPSLA 87/
- [39] BERLIN, Lucy. When Objects Collide: Experiences with Reusing Multiple Class Hierarchies. *SIGPLAN Notices*, v. 25, n. 10, p. 181–193, 1990. /ECOOP-OOPSLA 90/
- [40] HORN, Chris. Conformance, Genericity, Inheritance and Enhancement. Lecture Notes in Computer Science, v. 272, p. 223–233, 1987. /ECOOP 87/

- [41] SANDBERG, David. An Alternative to Subclassing. *SIGPLAN Notices*, v. 21, n. 11, p. 424–428, 1986. /OOPSLA 86/
- [42] FOOTE, Brian; Johnson, Ralph. Reflective Facilities in Smalltalk-80. *SIGPLAN Notices*, v. 24, n. 10, p. 327–335, 1989. /OOPSLA 89/
- [43] IBRAHIM, Mamdouh; Bejcek, W.; F. Cummins. Instance Specialization without Delegation. *Journal of Object-Oriented Programming*, p. 53–56, June 1991.
- [44] GUIMARÃES, José de Oliveira. Suggestion for a Parametrized Class Model. *OOPS Messenger*, v. 5, n. 3, July 1994.
- [45] DIXON, R.; McKee, T.; Schweizer, P.; Vaughan, M. A Fast Method Dispatcher for Compiled Languages with Multiple Inheritance. *SIGPLAN Notices*, v. 24, n. 10, p. 397–406, 1989. /OOPSLA 89/
- [46] DEMICHIEL, Linda; Gabriel, Richard. The Common Lisp Object System: An Overview. *SIGPLAN Notices*, v. 23, n. 11, p. 151–170, 1988. /OOPSLA 88/
- [47] WOLF, Wayne. A Practical Comparison of Two Object-Oriented Languages. *IEEE Software*, v. 6, n. 5, p. 61–68, September 1989.
- [48] CARDELLI, Luca. A Semantics of Multiple Inheritance. *Lecture Notes in Computer Science* n. 173, p. 51–67, 1984. /Colloquium on the Semantics of Data Types/
- [49] STROUSTRUP, Bjarne. *The C++ Programming Language*. s.l., Second Edition, Addison-Wesley, 1991.
- [50] LIPPMAN, Stanley B. *C++ Primer*. s.l., Addison-Wesley, 1991.
- [51] MEYER, Bertrand. Eiffel: Programming for Reusability and Extendibility. *SIGPLAN Notices*, v. 22, n. 2, p. 85–94, February 1987.
- [52] OMOHUNDRO, Stephen. The Sather Programming Language. *Dr. Dobb's Journal*, v. 18, n. 11, p. 42–49, October 1993.
- [53] HENDERSON, Robert; Zorn, Benjamin. A Comparison of Object-Oriented Programming in Four Modern Languages. *Software-Practice and Experience*, v. 24, n. 11, p. 1077–1095, November 1994.
- [54] HOFF, Arthur van. Java and Internet Programming. *Dr. Dobb's Journal*, v. 20, n. 8, p. 56–61, August 1995.
- [55] WEGNER, Peter. The Object-Oriented Classification Paradigm. In: Shriver, Bruce; Wegner, Peter, eds. *Research Directions in Object-Oriented Programming*. s.l., MIT Press, 1987. p. 479–559.

- [56] O'SHEA, Tim, coord. Panel: The Learnability of Object-Oriented Programming Systems. *SIGPLAN Notices*, v. 21, n. 11, 1986. /OOPSLA 86/
- [57] LISKOV, Barbara; Snyder, Alan; R. Atkinson; C. Schaffert. Abstraction Mechanisms in CLU. *Communications of the ACM*, v. 20, n. 8, p. 564–576, August 1977.
- [58] LISKOV, Barbara; Atkinson, R.; Bloom, T.; Moss, E.; Schaffert, J.; Scheifler, R.; Snyder, A. *CLU Reference Manual*. Lecture Notes in Computer Science n. 114.
- [59] RODRIGUES, Noemi; Rangel, José; Ierusalimschy, Roberto. Types in School. *SIGPLAN Notices*, v. 28, n. 8, p. 81–89, August 1993.
- [60] BORNING A.; O'Shea, Tim. DeltaTalk: An Empirically and Aesthetical Motivated Simplification of the Smalltalk-80 Language. Lecture Notes in Computer Science v. 322, p. 1–10, 1988. /ECOOP 88/
- [61] CHAMBERS, Craig. Predicate Classes. Lecture Notes in Computer Science v. 707, p. 268–296, 1993. /ECOOP 93/
- [62] STEYAERT, Patrick at al. Nested Mixin-Methods in Agora. Lecture Notes in Computer Science v. 707, p. 197–219, 1993. /ECOOP 93/
- [63] RAJ, R. K.; Tempero, Ewan; Levy, Henry; Black, A. P. Emerald: A General Purpose Programming Language. *Software Practice and Experience*, v. 21, n. 1, p. 91–118, January 1991.
- [64] BUSCHMANN, Frank; Kiefer, Konrad; Paulisch, Frances; Stal, Michael. A Runtime Type Information System for C++. *OOPSLA'93 Workshop on Reflection and Metalevel Architectures*, 1993
- [65] RAO, Ramana. Implementational Reflection in Silica. Lecture Notes in Computer Science, v. 512, p. 251–267, 1991. /ECOOP 91/
- [66] CANNING, Peter; Cook, Willian; Hill, Walter; Olthoff, Walter. Interfaces for Strongly-Typed Object-Oriented Programming. *SIGPLAN Notices*, v. 24, n. 10, p. 457–467, 1989. /OOPSLA 89/
- [67] WIRTH, Niklaus. *Programming in Modula-2*. s.l., Springer-Verlag, 1983.
- [68] FOOTE, Brian. Objects, Reflection, and Open Languages. *OOPSLA'93 Workshop on Reflection and Metalevel Architectures*, 1993.
- [69] PORTER, Harry. Separating the Subtype Hierarchy from the Inheritance of Implementation. *Journal of Object-Oriented Programming*, p. 20–29, February 1992.
- [70] MADSEN, Ole L.; Møller-Pedersen, Birger. Virtual Classes: A Powerful Mechanism in Object-Oriented Programming. *SIGPLAN Notices*, v. 24, n. 10, p. 397–406, 1989. /OOPSLA 89/

- [71] LOZINSKI, Christopher. Why I need Objective-C. *Journal of Object-Oriented Programming*, p. 21–28, September 1991.
- [72] MEYER, Bertrand. Genericity versus Inheritance. *SIGPLAN Notices*, v. 21, n. 11, p. 391–405, 1986. /OOPSLA 86/
- [73] HENDERSON, Robert; Zorn Benjamin. A Comparison of Object-Oriented Programming in Four Modern Languages. *Software-Practice and Experience*, v. 24, n. 11, p. 1077–1095, November 1994.
- [74] IBRAHIM, Mamdouh. Reflection in Object-Oriented Programming. *International Journal on Artificial Intelligence*, v. 1, n. 1, p. 117–136, 1992.

Apêndice A

Um Modelo de Linguagem

A.1 Introdução

A.1.1 Características Básicas

Este apêndice descreve uma linguagem estaticamente tipada similar a POOL-I [13]. Nesta linguagem, classes são usadas para a criação de objetos e um tipo é apenas um conjunto de interfaces de métodos. A escolha de uma linguagem estaticamente tipada para ser usada nesta tese foi feita por duas razões. Primeiro, segurança. Todos os erros de tipo são descobertos em tempo de compilação, resultando em programas mais robustos. Segundo, eficiência. Linguagens estaticamente tipadas permitem a geração de código mais eficiente porque o compilador possui mais informações sobre o tipo de objetos a que cada variável pode se referir. Embora linguagens sem tipo como Smalltalk [21] e CLOS [46] permitam rápido desenvolvimento de protótipos, linguagens estaticamente tipadas produzem código mais útil a longo prazo porque erros de tipo são descobertos logo no início da codificação do sistema (em compilação) [47].

A sintaxe empregada para a declaração de uma classe é mostrada na Figura A.1. A sintaxe completa da linguagem está no apêndice B. Um método ou variável de instância privado pode somente ser usado dentro dos métodos da classe. Um método público é visto pelo código de dentro e fora da classe. Dentro de um método de uma classe A, não se pode manipular uma variável de instância *x* de um parâmetro *p* que possui tipo A, como em

```
proc m( p : A ); { método de A }  
  begin  
    p.x := 10;  
  end
```

A razão desta restrição é que *x* pode se referir, em tempo de execução, a um objeto que não pertence à classe A ou suas subclasses e, portanto, não possui uma variável de instância *x*. Isto irá se tornar claro depois que *tipos* forem definidos.

A palavra chave *share* introduz métodos e variáveis de instância (componentes) que pertencem a todos os objetos da classe e não a uma instância específica. Estes componentes são manipulados pelo nome da classe:

```
NomeDaClasse.SetValue(100);
```



```

class NomeDaClasse
  share private:
    { métodos e variáveis de instância }
  share public:
    { métodos }
  private:
    { métodos e variáveis de instância }
  public:
    { métodos }
endclass

```

Figura A.1: Sintaxe para a declaração de uma classe

```

proc NomeMetodo( lista-de-parâmetros ) : TiposRetorno;
  { Declaração de Variáveis Locais }
begin
  { Corpo de método }
end

```

Figura A.2: Sintaxe para a declaração de um método

Eles são apenas variáveis e procedimentos globais que são manipulados através do nome da classe. Os componentes da seção “**share private**” podem ser usados somente dentro da classe e os métodos da seção “**share public**” podem ser usados em qualquer lugar. Os dados da parte **share** podem ser usados para armazenar informações comuns a todos os objetos da classe.

Um método é declarado como mostrado na Figura A.2, onde os tipos dos valores de retorno são opcionais. *lista-de-parâmetros* é uma seqüência de variáveis com seus tipos, como em Pascal, e toda passagem de parâmetros é por valor. A declaração de variáveis locais e variáveis de instância é precedida pela palavra chave **var** e os métodos são precedidos por **proc**. Um exemplo de declaração de classe é mostrado na Figura A.3.

A palavra chave **return** é usada para retornar os valores de um método, como em linguagem C. Pode haver mais de um valor de retorno e, neste caso, os valores de retorno são dados entre parênteses. Um exemplo é mostrado na Figura A.4. O método **ToHourMin** é usado em atribuições múltiplas:

```
h, m := time.ToHourMin();
```

Uma atribuição múltipla

```
a1, a2, ... an := exp1, exp2, ... expn;
```

é definida como

```
a1 := exp1;
```

```
a2 := exp2;
```

```

class A
  private:
    var v, k : integer;
  public:
    proc m( x : Store );
      begin
        x.put(5);
        v:= x.get();
      end
endclass

```

Figura A.3: Uma classe na linguagem usada nesta tese

```

proc ToHourMin() : (integer, integer);
  { Retorne o numero de horas e minutos correspondentes
    ao numero de segundos ... }
begin
  return ( NumSec/3600, (NumSec - hour*3600)/60 );
end

```

Figura A.4: Método que usa valor de retorno múltiplo

...

$a_n := \exp_n$;

e uma função retorna para quem a chamou depois que o comando **return** é executado.

Letras maiúsculas e minúsculas são consideradas diferentes na linguagem. Variáveis e parâmetros referem-se a objetos e são similares a ponteiros em Pascal/C. Portanto, no código mostrado na Figura A.5, a declaração de **a** e **b** não conduz à criação de dois objetos da classe **A**. Estes são criados pela palavra chave **new**, usando alocação dinâmica de memória:

b := A.new();

Não há nenhum modo de desalocar memória, o que é feito automaticamente pelo coletor de lixo. A instrução **a := b** faz **a** e **b** referirem-se ao mesmo objeto, criando então um sinônimo. Qualquer alteração no objeto **a** por meio de um envio de mensagem será refletida no objeto referenciado por **b**, já que **a** e **b** referem-se ao mesmo objeto. A palavra chave **nil** representa um objeto nulo e o seu tipo é considerado subtipo de qualquer outro tipo em atribuições. Qualquer variável cujo tipo não é um dos tipos básicos (**integer**, **real**, **boolean**, **char**) pode receber **nil** em atribuições. Uma variável de qualquer um dos tipos básicos realmente contém um valor — ela não é um ponteiro.

Herança de uma classe **A** por uma classe **B** é sinalizada pela palavra chave **inherits**:

```

...
    var a, b : A;
begin
...
b:= A.new();
a:= b;
...
end.

```

Figura A.5: Exemplo de uso de variáveis

Figura A.6: Herança de classes e referência a um objeto

class B inherits A

A herança de uma classe por outra será representada graficamente como mostrado na Figura A.6. Será usada uma flecha da subclasse para a superclasse. Assim, uma superclasse estará sempre acima de suas subclasses em uma Figura. Um objeto será representado como um pequeno círculo e uma referência de uma variável para um objeto é representada como uma flecha. Veja Figura A.6, onde variável v refere-se ao objeto Q.

Herança múltipla é permitida, embora não possa haver colisão de métodos herdados. Esta decisão foi tomada porque há muitos problemas relacionados à colisão de nomes e a solução deles poderia ser incompatível com as propostas desta tese. Observe que não permitindo colisão de nomes, uma classe não pode ser herdada duas vezes por dois diferentes caminhos por uma subclasse, como

Figura A.7: A classe D herda A duas vezes

```

class Store
  private:
    var x : integer;
  public:
    proc put( px : integer );
      begin
        x:= px;
      end
    proc get() : integer;
      begin
        return x;
      end
endclass

```

Figura A.8: Uma classe para armazenar objetos inteiros

mostrado na Figura A.7. Esta configuração resulta na questão: “As variáveis de instância da classe A devem ser duplicadas em objetos da classe D?” A resposta depende da aplicação, embora a resposta “Não” cause violação do encapsulamento da classe A: os métodos das classes B e C poderiam manipular o mesmo conjunto de variáveis de instância (as da classe A) de modo não sincronizado [8] [7]. Por exemplo, suponha que um método `print` de D imprima os dados de D e invoque os métodos `print` de B e C. O método `print` de B (e o de C) invoca o método `print` de A. Então, quando uma mensagem `print` é enviada a um objeto de D, os dados de A são impressos duas vezes. Este problema só pode ser resolvido alterando-se as classes B e C. Então, estas classes não podem ser usadas, neste caso, sem o conhecimento de suas heranças. Elas não podem ser usadas como “caixa preta”.

Nesta tese, chamaremos “superclasses de A” todas as superclasses diretas e indiretas de A.

A.1.2 Tipos, Mensagens e Polimorfismo

O *tipo* de uma classe é o conjunto de assinaturas de seus métodos públicos (métodos da seção `share` não são incluídos). A assinatura de um método é o seu nome, tipos dos valores de retorno (se ele é uma função), tipos dos parâmetros formais (nomes de parâmetros são descartados). Por exemplo, o tipo da classe `Store` da Figura A.8 é dado por

$$\text{type}(\text{Store}) = \{ \text{put}(\text{integer}), \text{get}() : \text{integer} \}$$

Usamos $\text{type}(A)$ para o tipo da classe A.

Um tipo $S = \{n_1, n_2, \dots, n_p\}$ é igual ao tipo $T = \{m_1, m_2, \dots, m_q\}$ ($S = T$) se $p = q$ e $n_i = m_i, 1 \leq i \leq p$. A relação $=$ para métodos é definida como se segue.

Sejam

$$n(T_1, T_2, \dots, T_k) : (U_1, \dots, U_l)$$

$$m(T_1, T_2, \dots, T_t) : (U_1, \dots, U_r)$$

as assinaturas de dois métodos. Dizemos que $n = m$ se

- m e n possuem o mesmo nome.
- $t = k, r = l$.
- $T_i = T'_i, 1 \leq i \leq t$.
- $U'_i = U_i, 1 \leq i \leq r$.

Se necessário, as assinaturas dos métodos de S e T deverão ser organizadas em uma ordem tal que as relações acima tornam-se verdadeiras. Isto é, a ordem em que as assinaturas aparecem no conjunto não importa, embora a ordem dos tipos dos parâmetros/valores de retorno seja importante.

A igualdade de tipos é uma definição recursiva porque ela usa a definição de igualdade de métodos e vice-versa. Um algoritmo para testar se dois tipos são iguais poderia nunca terminar sua execução por causa de uma recursão sem fim. Contudo, isto nunca ocorre de acordo com a definição abaixo.

Proposição A.1 *Um algoritmo que testa se dois tipos são iguais de acordo com a definição da linguagem sempre terminará sua execução.*

Prova: Assuma que tipos são representados por vértices em um grafo dirigido e que há uma aresta do vértice T para U se T usa U em sua interface. Como um tipo deve ser definido antes que ele seja usado, U foi textualmente definido antes de T no programa.

Um algoritmo que testa se S é igual a T irá caminhar no grafo comparando os vértices atingidos a partir de S com aqueles atingidos a partir de T . Como há um número finito de vértices, haverá uma recursão sem fim somente se houver um ciclo $U_1 U_2 \dots U_k U_1$ no grafo. Isto significaria que U_1 vem textualmente antes de U_k e vice-versa. Como isto é impossível, não haverá nenhum ciclo e o algoritmo sempre terminará. $\square$

Um tipo $S = \{n_1, n_2, \dots, n_p\}$ é um subtipo de um tipo $T = \{m_1, m_2, \dots, m_q\}$ (Usaremos $S \prec T$ para esta relação) se $p \geq q$ e $n_i = m_i$ para $1 \leq i \leq q$. Por esta definição, $S \prec T$ implica $T \subset S$. Isto é, um subtipo tem pelo menos as mesmas assinaturas de métodos que o seu supertipo. Esta propriedade é fundamental para várias provas de correção do sistema de tipos feitas através desta tese. Como $X \subset X$ para qualquer tipo X , qualquer tipo é subtipo de si mesmo. Usualmente, dizemos “a classe B é um subtipo da classe A ” ao invés de “o tipo da classe B é um subtipo do tipo da classe A ”.

Quando uma classe B herdar de uma classe A , B será uma subclasse de A . Assim, B herdará todos os métodos públicos de A , implicando que B será um subtipo de A . A classe B pode redefinir um método herdado de A , mas a sua assinatura deve ser a mesma que na superclasse. Pela definição de subtipo, qualquer subclasse é também um subtipo, mas é possível existir um subtipo que não seja uma subclasse.

Este sistema de tipos é uma restrição daquele da linguagem POOL-I [13]. Os programas que são corretamente tipados de acordo com o sistema de tipos

definido acima são também corretamente tipados de acordo com o sistema de tipos de POOL-I, já que o primeiro possui mais restrições que o segundo. POOL-I segue as regras de Cardelli [48] para subtipos. Para explicar estas regras, suponha que a classe B seja subtipo da classe A, que define um método

```
proc m( x : C ) : D
```

A classe B pode definir um método

```
proc m( x : C' ) : D'
```

tal que $C \prec C'$ e $D' \prec D$. Em nosso sistema de tipos, C deve ser igual a C' e D deve ser igual a D'.

Algumas linguagens orientadas a objeto, como C++ [49] [50] e Eiffel [34] [51], associam subtipo com subclasse. Um subtipo de uma classe só pode ser criado por herança desta classe. Isto resulta em um sistema de tipos menos flexível que aquele usado nesta tese. Como exemplo, suponha que haja um método

```
proc m( x : A )
```

de alguma classe (não importa qual). Em Eiffel e C++, o método m aceita somente objetos da classe A e suas subclasses como parâmetros. Em nosso sistema de tipos, o método m aceita objetos de qualquer classe que seja subtipo de A. Como existem potencialmente mais subtipos que subclasses de A, o sistema de tipos usado nesta tese suporta um grau de polimorfismo maior do que o de Eiffel/C++. A separação entre subtipo e subclasse resulta em uma flexibilidade próxima das linguagens sem tipos como Smalltalk. As linguagens POOL-I [13], Sather [52] [73], Java [54] e School [59] empregam sistemas de tipo similares a este. A linguagem Emerald [63] também usa este sistema de tipos embora ela não suporte herança.

Snyder [8] [7] afirma que há uma violação do encapsulamento se subtipo é atado a subclasse. Para mostrar isto, suponha que uma classe B herde da classe A e um objeto da classe B seja usado como parâmetro para o método m cuja assinatura foi mostrada no parágrafo anterior. Se a classe B for modificada para não mais herdar de A, embora mantendo sua interface, o código que passar objetos da classe B para m tornar-se-á incorreto. Isto significa que a herança de A por B não é privada a B: ela é pública e não pode ser alterada sem modificações no programa. A separação das hierarquias de subtipo e subclasse é recomendada por diversos autores, entre eles Porter [69] e Canning et al. [66].

Dado um conjunto de tipos δ e tipos $S, T \in \delta$, dizemos que o tipo T é um *supertipo direto* de S se:

- $S \prec T$
- $\nexists U \in \delta$ tal que $S \prec U \prec T$

Quando o conjunto δ não for especificado, ele será considerado como sendo composto por todos os tipos do programa.

A instrução

```
aa := bb
```

faz as variáveis aa e bb referirem-se ao mesmo objeto. Os tipos declarados de aa e bb devem obedecer à relação

```
type(bb)  $\prec$  type(aa)
```

Isto é, as atribuições do tipo

Tipo := SubTipo
são válidas.

A instrução

a.m(p₁, p₂, ... p_n)

envia a mensagem m(p₁, p₂, ... p_n) para o objeto a que a se refere e será legal se:

- o método m(T₁, T₂, ... T_n) : (U₁, U₂, ... U_k) pertencer a type(a), onde type(a) é o tipo declarado de a;
- para 1 ≤ i ≤ n, type(p_i) < T_i, onde type(p_i) é o tipo declarado de p_i.

O sistema de tempo de execução procura por um método com nome m na classe do objeto referenciado por a. Se nenhum método com este nome for encontrado, ele procurará nas superclasses do objeto, nas superclasses das superclasses e assim por diante. Se nenhum método m for encontrado, ocorrerá um erro de execução.¹ Enviar uma mensagem para um objeto que não sabe respondê-la é um *erro de tipos*. Se um objeto possuir várias superclasses, não haverá nenhuma ambigüidade na escolha da superclasse para continuar a busca pelo método, pois duas superclasses de uma classe não possuem métodos em comum. O algoritmo para busca por método é definido na seção A.2.

A palavra chave **self** dentro de um método resulta no objeto que recebeu a mensagem que causou a execução do método. Ela não pode ser usada do lado esquerdo de uma atribuição.

Um envio de mensagem para **self** é considerado pelo sistema de tipos como um envio de mensagem normal no qual type(self) é o tipo da classe no qual a instrução se encontra.

O envio de mensagem

super(B).m(p₁, p₂, ... p_n)

onde B é uma superclasse da classe onde esta instrução está, ordena ao sistema de tempo de execução que busque por método m na superclasse B da classe corrente. Ele será considerado corretamente tipado se o envio de mensagem

(B.new()).m(p₁, p₂, ... p_n)

o for.

A variável a usada acima pode se referir a um objeto cujo tipo é um subtipo do seu tipo declarado por causa das atribuições da forma Tipo := Subtipo. Isto não causa nenhum erro, pois um subtipo possui todos os métodos do tipo, com as mesmas assinaturas de métodos.

O método m da classe A da Figura A.3 possui um parâmetro formal x da classe Store. Usando as regras acima, o compilador confirma se:

- a classe Store possui métodos correspondentes aos envios de mensagem a x² dentro do método m, isto é, put e get;

¹Embora as conferências feitas em tempo de compilação garantam que isto nunca ocorrerá em tempo de execução.

²Dizemos “envios de mensagens a x” significando “envio de mensagens ao objeto a que x irá referir-se em tempo de execução”, já que uma mensagem é enviada a um objeto, não a uma variável.

- Os tipos dos parâmetros reais/formais destas mensagens também obedecem à regra “Tipo := Subtipo”.

Em passagem de parâmetros para métodos/procedimentos, há uma atribuição implícita

parâmetro formal := parâmetro real;

já que todos os parâmetros são passados por valor. O mesmo é válido para retorno de valores de métodos/procedimentos. Portanto, toda a análise de tipos pode ser restrita a atribuições, pois elas englobam passagem de parâmetros e retorno de valores.

Se uma classe B for um subtipo de uma classe A, os métodos em comum entre B e A ($B \cap A = A$) deverão possuir a mesma semântica. Esta é a razão pela qual um objeto de B pode ser usado onde um objeto de A é esperado. Por “mesma semântica” queremos dizer que o resultado do envio de uma mensagem *m* para um objeto de B é equivalente ao envio da mensagem *m* para um objeto de A. “Equivalente” significa que as operações abstratas executadas nos objetos de B e A podem ser consideradas como iguais. Esta definição não pode ser formal porque não se pode comparar os algoritmos de dois métodos e dizer se eles são equivalentes ou não no sentido computacional.

Quando uma variável for declarada, o programador deverá fornecer o nome de uma classe que representa o seu tipo, como em

```
var a : A;
```

Então, a variável *a* pode se referir a objetos de qualquer subtipo da classe A. De fato, A não representa a classe A mas o tipo `type(A)`. Este é o motivo pelo qual algumas vezes é usado “A” como o tipo de uma variável ao invés de `type(A)`.

Como esta variável pode se referir a objetos de classes que são subtipos de `type(A)`, o compilador não sabe o tamanho do objeto *a* que esta variável irá se referir em tempo de execução. Esta é a razão pela qual a declaração de uma variável não aloca automaticamente memória para um objeto da classe A como em linguagens procedurais.

Este é também o motivo pelo qual um método de uma classe A não pode manipular uma variável de instância privada (ou método) *x* de um parâmetro cujo tipo é “A”. O objeto *a* que o parâmetro irá se referir em tempo de execução pode ser de um subtipo de `type(A)` e ele pode não possuir um componente *x*.

A linguagem não possui nenhuma sintaxe para a definição de módulos. Assim, devemos considerar que todo o programa está em um único arquivo. Isto não é uma limitação da linguagem porque os módulos apenas organizam o código. Embora o programa esteja em um único arquivo, pode haver outro arquivo com as classes *shell*. As definições de classes *shell* nunca são colocadas dentro do programa. Elas são sempre colocadas neste arquivo separado. Chamaremos este arquivo de “arquivo *shell*” e o outro de “arquivo do programa”. A gramática do Apêndice B define precisamente o que é legal em cada um destes arquivos.

Os tipos das classes definidas no arquivo do programa podem ser descobertas sem compilar este arquivo se não houver nenhum erro de sintaxe. Isto é possível porque o tipo de uma classe é apenas a sua interface. Ele não depende da correção semântica do código dos métodos da classe. Iremos usar na tese a

seguinte suposição:

Suposição A.1 *É possível encontrar os tipos de todas as classes que estão no arquivo do programa fazendo uma análise sintática nele se:*

- *não há nenhum erro sintático no programa;*
- *cada tipo de parâmetro e valor de retorno dos métodos seja definido antes que ele seja usado. Isto é, o nome de uma classe é usado somente nela mesma ou no código que a segue.*

O último item não é realmente necessário, mas ele é usado porque de outra forma haveria um erro de compilação e o programa deveria ser considerado incorreto. Assumiremos que existe um algoritmo que faz a análise do arquivo do programa e retorna os tipos de todas as classes. Ele usa a suposição A.1.

A.1.3 Representação de Classes

Representaremos os vários elementos da linguagem através de tuplas que são usadas nas definições dos *shells*.

Uma variável de instância de nome **Nome** e tipo **Tipo** é representada como **(Nome, Tipo)** e uma assinatura de método

$\text{Nome}(T_1, T_2, \dots T_p) : (U_1, U_2, \dots U_q)$

é representada como **(Nome, (T₁, T₂, ... T_p), (U₁, U₂, ... U_q))** e referenciada como **Sign**. Uma classe é uma tupla

(Nome, Superclasses, VariaveisDeInstancia, Metodos, IVsDaClasse, MsDaClasse)

onde:

- **Nome** é o nome da classe;
- **Superclasses** é um conjunto de nomes das superclasses;
- **VariaveisDeInstancia** é um conjunto de elementos da forma **(Nome, Tipo)**;
- **Metodos** é um conjunto de elementos da forma
(Sign, Text, Status)
onde **Sign** é a assinatura do método (já descrita), **Status** será **private** se o método for privado ou **public** se o método for público e **Text** é o texto (em caracteres ASCII) do método, o que inclui tudo da palavra chave “**proc**” que começa o método até “**end**”, que é a última palavra chave;
- **IVsDaClasse** é um conjunto de elementos do tipo **(Nome, Tipo)** e representa as variáveis de instância da seção “**share**” da classe;
- **MsDaClasse** é um conjunto de elementos **(Sign, Text, Status)** como em **Metodos** e representa os métodos da seção **share** da classe.

A.1.4 Outras Facilidades da Linguagem

A palavra chave `class`, além de ser usada para declaração de classes, é uma função que retorna a classe de seu argumento (que deve ser um nome de variável ou `self`) avaliada em tempo de compilação. O valor de retorno desta função pode ser usada como o tipo de uma variável. Por exemplo, em

```
var x : A;  
    y : class(x);
```

O tipo de `y` será `A`.

Como a avaliação da função `class` ocorre em tempo de compilação, a combinação

```
class(self)
```

é uma abreviação para o nome da classe onde esta expressão se encontra. Se a avaliação fosse feita em tempo de execução, o resultado de `class(self)` poderia ser uma subclasse da classe onde esta expressão está.

Variáveis e procedimentos/funções³ (fora de qualquer classe) são permitidos na linguagem. Isto permitirá que as construções propostas nesta tese sejam adicionadas facilmente a outras linguagens de programação. A execução do programa sempre começa em um procedimento chamado `main` e em um envio de mensagem/chamada de procedimento, parênteses serão usados mesmo se não houver parâmetro real, como na linguagem C:

```
a.m();
```

Métodos e procedimentos com o mesmo nome, mas com *número* diferente de parâmetros, são considerados diferentes. O método `new` de uma classe não pode ser definido pelo programador. Se for necessário inicializar o objeto criado por `new`, isto deverá ser feito por um método cujo nome é `initObject`, qualquer que seja o nome da classe. Este método não pode ser chamado diretamente e não faz parte do tipo da classe. Conseqüentemente, ele não é herdado. Quando o método `new` for chamado, como em

```
A.new(p1, p2, ... pt)
```

ele alocará memória para um objeto da classe `A`, inicializará algumas variáveis de instância “escondidas” e então enviará a mensagem

```
initObject(p1, p2, ... pt)
```

para o objeto criado.

A linguagem possui um comando que permite ao programa descobrir, em tempo de execução, a classe do objeto à que uma variável refere-se. Sua sintaxe é

```
caseclass Variavel of
```

```
Classe1 :
```

```
{ codigo executado se a variavel referir-se a um objeto da classe  
  Classe1. Aqui, ``Variavel`` possui tipo type(Classe1) }
```

```
Classe2 :
```

---

³Usaremos a palavra “procedimento” para significar rotinas que retornam ou não um valor. Então, procedimento é uma função em C ou um procedimento/função em Pascal.

```

    { codigo executado se a variavel referir-se a um objeto da classe
      Classe2. Aqui, ``Variavel`` possui tipo type(Classe2) }
...
else :
    { codigo executado se nenhum dos casos acima for verdadeiro }
end { caseclass }

```

O código que se segue a Classe; pode usar Variavel como se ela tivesse o tipo type(Classe;). Isto não causará erros de tipo porque este código será executado somente quando Variavel referir-se a um objeto da classe Classe; e, portanto, ela terá o tipo type(Classe;). Este comando é possível porque cada objeto possui um ponteiro para a sua classe. Este ponteiro é inicializado na criação do objeto.

A linguagem suporta um mecanismo de exceções. Uma exceção é sinalizada por

```
signal(NomeExcecao)
```

e tratada pelo comando de exceções, que é colocado no fim de um procedimento ou método:

```

exception
  when NomeExcecao1:
    Instrucoes
  when NomeExcecao2:
    Instrucoes
...
end

```

Uma exceção levantada pelo comando signal(E) ordena ao sistema de tempo de execução para procurar por uma instrução "when E" na pilha dos procedimentos/métodos chamados. Se algum for encontrado em um procedimento/método m, todos os métodos/procedimentos antes de m serão desempilhados e a execução continuará nas instruções que se seguem a "when E" em m. O mecanismo de exceção não será completamente definido porque ele é usado somente em um (1) exemplo e sua importância é muito limitada.

Há quatro tipos básicos na linguagem: integer, real, boolean, e char. Eles não são classes mas podem ser considerados como tendo os seguintes tipos:

```

type(integer) = { +(integer) : integer,
                  -(integer) : integer,
                  *(integer) : integer,
                  /(integer) : integer }
type(real)    = { +(real) : real,   -(real) : real,
                  *(real) : real,   /(real) : real }
type(boolean) = { and(boolean) : boolean,
                  or (boolean) : boolean,
                  not(boolean) : boolean }
type(char)    = {}

```

Figura A.9: Representação de um objeto da classe B. A classe B herda de A

A.2 Representação de Objetos e Busca por Métodos

Um objeto de uma classe B que herda de uma classe A (que não herda de ninguém) pode ser considerado como composto por dois sub-objetos. O primeiro possui todas as variáveis de instância de B e o segundo, todas as variáveis de instância de A. Há um ponteiro do primeiro para o segundo e cada um possui um ponteiro para o conjunto de métodos de suas respectivas classes. Esta situação é representada graficamente na Figura A.9.

Esta representação será definida mais precisamente agora. Um objeto de uma classe A que não possui superclasses possui todas as variáveis de instância definidas em A e uma referência para o conjunto de métodos de A. Este conjunto é retornado por uma função `meth` que toma como parâmetro uma referência para um objeto da classe A. Então, se a referir-se a um objeto da classe A, `meth(a)` será o conjunto de métodos de A. Este conjunto de métodos é organizado como procedimentos onde o primeiro parâmetro possui nome `self` e tipo A. Isto é, o método

```
proc m( x1 : E1, ... xr : Er ) : ( F1, ... Fq )
```

da classe A é considerado como o procedimento

```
proc m( self : A; x1 : E1, ... xr : Er ) :  
    ( F1, ... Fq )
```

Cada envio de mensagem para `self` dentro de `m` é então o envio de uma mensagem para o primeiro argumento. O método `m` pode manipular as variáveis de instância do objeto a que `self` refere-se.

Um objeto de uma classe B que herda de $A_1, A_2, \dots, A_k$ possui:

- todas as variáveis de instância definidas na classe B sem considerar as variáveis de instância herdadas. Este conjunto de variáveis é chamado de sub-objeto da classe B;
- um ponteiro para o conjunto de métodos da classe B. Isto é, os métodos

definidos na classe B sem considerar os métodos herdados. Este conjunto é retornado pela função `meth`;

- um ponteiro para um objeto da classe A_i , $1 \leq i \leq k$. O nome deste ponteiro é `super( $A_i$ )` e, se `b` refere-se a um objeto da classe B, ele é manipulado como uma variável de instância normal:⁴

`b.super( $A_i$ )`

Naturalmente, um objeto da classe A_i será composto por outros sub-objetos se A_i herdar de outras classes.

Então, um objeto da classe B é composto por um sub-objeto da classe B e por um sub-objeto de cada uma das classes herdadas direta ou indiretamente por B. Note que esta descrição de objetos não colide com o sistema de tipos ou com a definição da linguagem.

Usando a descrição de objetos dada acima, definiremos busca por método. Um envio de mensagem

```
a.m(p1, p2, ... pr)
faz com que o compilador gere o código
P = lookup(a, m(type(p1), type(p2), ... type(pr)))
if P == false
then
  aborte o programa: "Mensagem não entendida"
else
  { Chame o procedimento P }
  P(a, p1, p2, ... pr)
endif
```

onde o algoritmo `lookup` é mostrado na Figura A.10. Um envio de mensagem usando `super`, como

```
super( $A_i$ ).m(p1, p2, ... pr)
```

é transformada em uma ligação estática, pois o compilador sabe qual a classe onde a busca deve começar (A_i).

Por esta descrição, se uma classe B herdar de A, um objeto da classe B possuirá um ponteiro para um sub-objeto da classe A que é de fato um objeto normal desta classe e que será usado como tal por uma das construções *filtros* desta tese.

A.3 Classes Parametrizadas

A.3.1 Definição

A linguagem suporta uma forma simples de classes parametrizadas [72] que é baseada no trabalho de Guimarães [44]. Antes de apresentá-la, definiremos *conformidade*. Admita que existam dois tipos, $U = \{n_1, n_2, \dots, n_p\}$ e $T = \{m_1, m_2, \dots, m_q\}$. Todas as ocorrências do símbolo U nos métodos n_i de U são substituídas por $\square$, resultando em um tipo $U' = \{n'_1, n'_2, \dots, n'_p\}$. O mesmo é feito

---

⁴Embora a única operação suportada por ela seja envio de mensagem.

```

Algoritmo lookup( self, m(V1, V2, ... Vr) )
{ Procura por procedimento m no objeto a que self refere-se.
  Se a classe deste objeto não possuir um método m, a busca
  continuará em suas superclasses, superclasses das superclasses e
  assim por diante. Este algoritmo retornará o procedimento
  encontrado ou false se nenhum existir. Lembre-se de que
  os métodos de uma classe são transformados em procedimentos
  pela adição de self como primeiro parâmetro }

if self == nil then return false
else
  if existir um método n(T1, T2, ... Tt) : (U1, U2, ... Ul)
  no conjunto meth(self) tal que
    • m e n possuem o mesmo nome.
    • r = t e Vi < Ti para 1 ≤ i ≤ r.
  then
    return n
  else
    Sejam A1, A2, ... Ak as superclasses do objeto self
    if k = 0
    then
      return false
    else
      for i = 1 to k do
        begin
          n=lookup( self.super(Ai),
                    m(V1, V2, ... Vr) )
          if n ≠ false
          then
            return n
          endif
        end
      return false
    endif
  endif
endif
endif

```

Figura A.10: Algoritmo para procurar por um método para responder a uma mensagem

```

class HasEqual
  public:
    proc equal( other : HasEqual ) : boolean;
      begin end
endclass

class String
  ...
  public:
    proc equal( s : String ) : boolean;
      begin ... end
    proc concat( s : String ) : boolean;
      begin ... end
    ...
endclass

```

Figura A.11: Classe String conforma com HasEqual

com T , resultando em $T' = \{m'_1, m'_2, \dots, m'_q\}$. O tipo U *conformará* com o tipo T se $p \geq q$ e $n'_i = m'_i$ para $1 \leq i \leq q$.

Diremos “a classe B conforma com a classe A” para significar “o tipo da classe B conforma com o tipo da classe A”. Conformidade é diferente da relação de subtipo e é usada em School [59], CLU [57] [58] e em algumas construções de linguagem [40]. Como um exemplo desta relação, o tipo da classe *String* da Figura A.11 conforma com o tipo de *HasEqual*. Este exemplo foi retirado de [59].

A sintaxe para a declaração de uma classe parametrizada é mostrada na Figura A.12. Os parâmetros são especificados em uma lista separada por vírgulas e delimitada por colchetes, seguindo-se ao nome da classe no cabeçalho. Cada parâmetro $T_i : A_i$ é composto por um nome T_i e o nome de uma classe A_i . O parâmetro real correspondente a T_i deve conformar-se com A_i .

Uma classe parametrizada é representada como

(Nome, Parametros, Superclasses, VariaveisDeInstancia, Metodos, IVsDaClasse, MsDaClasse)

onde Nome, Superclasses, VariaveisDeInstancia, Metodos, IVsDaClasse, e MsDaClasse possuem o mesmo significado que na representação de uma classe normal. Parametros é um conjunto ordenado de elementos (Nome, Tipo), representando os parâmetros formais da classe.

Uma classe parametrizada pode ser usada em qualquer lugar em que uma classe normal também o possa, exceto em declarações de classes filtro/*shell*. Por exemplo, não se pode declarar um *shell* $B[X] \rightarrow A[5]$ ou $B[X] \rightarrow (A, B, C[5])$.

Para usarmos uma classe parametrizada

(A, ((T_1, A_1), (T_2, A_2), ..., (T_n, A_n))), S, IVs, Ms, CIVs, CMs)

devemos fornecer a ela parâmetros reais que conformem com A_i , $1 \leq i \leq n$. Isto é feito como uma chamada de procedimento:

```

class A[ T1 : A1, T2 : A2, ... Tn : An ]
    inherits C1, C2, ... Ck
    share private:
        { métodos e variáveis de instância }
    share public:
        { métodos }
    private:
        { métodos e variáveis de instância }
    public:
        { métodos }
endclass

```

Figura A.12: Sintaxe para uma classe parametrizada

$A[B_1, B_2, \dots B_n]$

e é chamada de “instanciação da classe A”. Quando o compilador encontrar esta instanciação, ele executará o algoritmo `InstantiatePC` da Figura A.13 com parâmetros $A, B_1, B_2, \dots B_n$. Este algoritmo retornará `false` (se houver um erro) ou uma nova classe, que será então compilada. Se não houver erro de compilação, o nome desta nova classe, que é N' , substituirá $A[B_1, B_2, \dots B_n]$ e a compilação continuará. Diferente de classes virtuais de Beta [70], este modelo de classes parametrizadas não permite erros de tipo em execução.

O nome N' é obtido pela concatenação do nome da classe parametrizada com os nomes de seus parâmetros reais usando o caracter '`@`' como separador. Como '`@`' não é um caracter permitido na linguagem, N' é diferente de qualquer outro nome de identificador definido pelo programador e identifica precisamente a classe parametrizada e seus parâmetros reais. Uma instanciação de uma classe parametrizada pode ser usada em qualquer lugar onde se espera uma classe, pois ela é substituída por uma classe normal pelo compilador.

Há uma limitação no uso de classes parametrizadas: nem uma classe parametrizada A nem qualquer classe parametrizada que A usar (direta ou indiretamente) poderá instanciar a classe A . Isto é, referências recursivas à classe A deverão ser feitas somente através do uso de “`class(self)`”.

Podem ocorrer erros durante a compilação de uma classe retornada por `InstantiatePC`. Embora cada B_i deva conformar-se com cada A_i , este fato sozinho não garante que a instanciação seja válida. Uma definição melhor de classes parametrizadas e uma prova formal poderiam garantir isto, mas esta prova não será feita nesta tese porque classes parametrizadas não são o ponto principal desta pesquisa.

A.3.2 Uma Extensão a Classes Parametrizadas

Na definição acima, não se pode colocar uma classe parametrizada no lugar reservado para o tipo de um parâmetro formal. Isto é, a classe parametrizada


```

Algoritmo InstantiatePC( A, B1, B2, ... Bk )
    { Este algoritmo retorna a classe criada pela instanciação
      da classe A com B1, ... Bk ou false se ocorreu algum erro. }
Seja

    • A = (N, Ps, S, IVs, Ms, CIVs, CMs).

    • Ps = ( (T1, A1), (T2, A2), ... (Tn, An) ).

    • S = ( S1, S2, ... Sv )

    • IVs = ( (v1, W1), ... (vl, Wl) ).

    • Ms = { (Signj, Textj, Statusj) | 1 ≤ j ≤ p }

    • CIVs = ( (w1, Z1), ... (wq, Zq) )

    • CMs = { (Signj, Textj, Statusj) | 1 ≤ j ≤ t }

if existir uma classe A' cujo nome seja A@B1@B2@...@Bn e n = k
then
    { Houve uma instanciação anterior desta classe com os
      mesmos parâmetros B1, ... Bk. Assim,
      a classe instanciada previamente seja retornada }
    return A'
endif
if n ≠ k ou ∃ i, 1 ≤ i ≤ n tal que Bi não conforma com Ai
then
    return false
endif
Caso contrário, seja A' a classe normal (N', S', IVs', Ms', CIVs', CMs') na qual:

    • N' é o nome A@B1@B2@...@Bn.

    • S' é obtido trocando-se cada Si = Ti no conjunto S por Bi.

    • IVs' = ( (v1, V1), ... (vl, Vl) ) que é obtido trocando-se cada identifi-
      cador Ti = Wi dentro do conjunto IVs por Bi.

    • Ms' = { (Sign'j, Text'j, Statusj) | 1 ≤ j ≤ p }. Text'j é obtido substi-
      tuindo-se cada símbolo Ti dentro de Textj por Bi, 1 ≤ i ≤ n. Sign'j é
      a assinatura do método resultante.

    • As mesmas operações feitas com IVs e Ms são feitas com CIVs e CMs,
      resultando em CIVs' e CMs'.

return A'

```

Figura A.13: Algoritmo para instanciar uma classe parametrizada A

```

class VetMatrix[ M : Matrix[T] ]
  private:
    var v : array[1..5] of M;
  public:
    proc SumAll(i, j : integer) : T;
      { Retorne a soma de todos os elementos (i,j) de
        todas as matrizes de V }
      var k : integer;
          s : T;
      begin
        s.put(0); { inicialize s com 0 }
        k:= 1;
        while k <= 5 do
          begin
            s:= s.add(v[k].get(i, j));
            i:= i + 1;
          end
        return s;
      end;
      ...
endclass

```

Figura A.14: Uma classe parametrizada que é um vetor de matrizes

```

class Matrix[T : Number]
  ...
  public:
    proc get(i, j : integer) : T;
      ...
    proc put(i, j : integer; x : T);
      ...
    proc getNumElem() : integer;
      ...
  ...
endclass

```

Figura A.15: Uma classe Matrix parametrizada com o tipo dos elementos da matriz

```

class Number
  ...
  public:
    proc add( x : Number ) : Number; ...
    proc mult( x : Number ) : Number; ...
      { converte x para Number }
    proc put( x : integer ); ...
  ...
endclass

class INT
  ...
  public:
    proc add( x : INT ) : INT; ...
    proc mult( x : INT ) : INT; ...
      { converte x para INT }
    proc put( x : integer ); ...
  ...
endclass

class REAL
  ...
  public:
    proc add( x : REAL ) : REAL; ...
    proc mult( x : REAL ) : REAL; ...
      { converte x para REAL }
    proc put( x : integer ); ...
  ...
endclass

```

Figura A.16: Classes INT e REAL que conformam com Number

```

class MatINT
    ...
    public:
        proc get(i, j : integer) : INT;
            ...
        proc put(i, j : integer; x : INT);
            ...
        proc getNumElem() : integer;
            ...
    ...
endclass

class MatREAL
    ...
    public:
        proc get(i, j : integer) : REAL;
            ...
        proc put(i, j : integer; x : REAL);
            ...
        proc getNumElem() : integer;
            ...
    ...
endclass

```

Figura A.17: Classes que conformam com `Matrix[INT]` e `Matrix[REAL]`

`VetMatrix` mostrada na Figura A.14 não é permitida. O tipo do parâmetro `M` é a classe parametrizada `Matrix` da Figura A.15.

O modelo de classes parametrizadas será estendido para permitir isto. Assumindo que as classes `INT` e `REAL` definidas na Figura A.16 conformam com a classe `Number` desta mesma Figura, `MatINT` e `MatREAL` da Figura A.17 conformam com `Matrix[INT]` e `Matrix[REAL]` (respectivamente). Agora podemos usar `MatINT` e `MatREAL` para instanciar a classe `VetMatrix`:

```
var vmi : VetMatrix[MatINT];
    vmr : VetMatrix[MatREAL];
```

O parâmetro `T` da classe `Matrix` é considerado como um parâmetro normal de `VetMatrix` cujo parâmetro real deve se conformar com o tipo `type(Number)`.

Na instanciação de `VetMatrix`, como em `VetMatrix[MatINT]`, é feito um emparelhamento entre `MatINT` e `Matrix[T]` para descobrir a classe `T`. Isto é necessário porque `T` é considerado um parâmetro normal da classe `VetMatrix` e, portanto, o compilador deve trocá-lo por uma classe real durante a instanciação. O emparelhamento revela que `T` é `INT` e então a instanciação de `VetMatrix` prossegue normalmente.

Se o emparelhamento não for possível, haverá um erro de compilação. Isto aconteceria na tentativa de emparelhar as duas classes abaixo.

```
class C[T : Number]
...
public:
  proc add(x : T); begin ... end;
  proc add2(x : T); begin ... end;
endclass

class D
...
public:
  proc add(x : INT); begin ... end;
  proc add2(x : REAL); begin ... end;
endclass
```

Se `T` for associado a `INT`, haverá um erro em `add2`. Se `T` for associado a `REAL`, o erro ocorrerá em `add`.

Esta idéia será melhor especificada agora. Serão usadas as classes parametrizadas

$(A, ((T_1, A_1), (T_2, A_2), \dots (T, B[U]), (T_j, A_j), \dots (T_n, A_n)), S, IVs,$
 $Ms, CIVs, CMs)$

e

$(B, ((U, X)), S', IVs', Ms', CIVs', CMs')$

onde `A` possui somente um parâmetro que é uma classe parametrizada (`T`) e `B` possui somente um parâmetro. Não definiremos uma forma mais geral desta facilidade porque isto não será necessário nesta tese.

Algoritmo MatchClasses(C, B[U])

{ Descubre a classe correspondente a U através do emparelhamento das classes C e B[U]. O algoritmo retorna esta classe ou **false** se houver alguma ambigüidade. }

Seja

proc m($x_1 : V_1, \dots, x_n : V_n$) : ($V_{n+1} \dots V_t$)

um método de B onde o tipo U aparece como o tipo de um parâmetro ou valor de retorno. Isto é, $\exists j, 1 \leq j \leq t$ tal que $U = V_j$. Se tal método não existir, retorne **false**. Não importa se existir mais de um tipo de parâmetro que seja igual a U. Se houver mais de um, o algoritmo poderá tomar qualquer um deles.

Seja

proc m($y_1 : W_1, \dots, y_q : W_q$) : ($W_{q+1} \dots W_p$)

o método da classe C com o mesmo nome do método m da classe B, $n = q$, $p = t$ e, para $1 \leq i \leq t$, $W_i = V_i$ sempre que $V_i \neq U$. Se este método não existir, retorne **false**

Agora a classe correspondente a U de B em C é W_j (pois $U = V_j$ no método m da classe B) e temos os seguintes métodos m:

proc m($x_1 : V_1, \dots, x_j : U, \dots, x_n : V_n$) :
($V_{n+1} \dots V_t$) { class B }

proc m($x_1 : W_1, \dots, x_j : W_j, \dots, x_n : W_n$) :
($W_{n+1} \dots W_t$) { class C }

Substitua todos os símbolos U na interface da classe B (**type(B)**) por W_j resultando em uma classe B'. Retorne **false** se C não conformar com B'.

Caso contrário, retorne W_j

Figura A.18: Algoritmo para emparelhar classes

O compilador transforma a classe A em

(A, ((T₁, A₁), (T₂, A₂), ... (U, X), (T, B[U]), (T_j, A_j), ... (T_n, A_n)), S,
IVs, Ms, CIVs, CMs)

e em uma instânciação

A[... C, ...];

da classe A, onde C corresponde a B[U], o parâmetro C deve ser uma classe real. Como o parâmetro U da nova classe A não é fornecido nesta instânciação, ele deve ser encontrado de alguma maneira. Isto é feito pelo algoritmo **MatchClasses** da Figura A.18, que é chamado como

U' = MatchClasses(C, B[U])

Se U' não for false, a classe A será instanciada com os parâmetros U' e C:

A[... U', C, ...]

Se o algoritmo retornar false, haverá uma ambigüidade e o compilador assinalará um erro.

Note, no algoritmo **MatchClasses**, que o tipo da classe B[U] depois da substituição de símbolos (U por W_j), é type(B[W_j]) e type(C) conforma com type(B[W_j]), pois ele conforma com type(B').

A definição dada acima poderá ser estendida no futuro para lidar com mais de um parâmetro para uma classe B e com múltiplos níveis de aninhamento:

```
class A[ T : B[C[D[U]]] ]  
...  
endclass
```

Então os símbolos B[C[D[U]]], C[D[U]], D[U] e U poderiam ser usados dentro da classe A.

Este modelo de classes parametrizadas não é ideal porque não podemos dizer se uma classe será válida como parâmetro real para uma classe parametrizada apenas comparando o tipo do parâmetro real com o equivalente tipo do parâmetro formal. Este modelo foi escolhido para ser usado nesta tese não porque ele seja completo mas porque ele é simples e suficiente para os nossos propósitos.

Apêndice B

A Gramática da Linguagem

Esta seção define a gramática da linguagem. As palavras reservadas e símbolos da linguagem são mostrados entre “ e ”. Qualquer seqüência de símbolos entre { e } pode ser repetida zero ou mais vezes e qualquer seqüência de símbolos entre [e] é opcional. O prefixo Un em um nome significa a união de duas ou mais regras. O arquivo do programa¹ deve ser analisado pelo desdobramento da regra “Program” e o arquivo *shell* pelo desdobramento da regra “ProgramShells”.

Assignment	::= Lvalue { “,” Lvalue } “:=” ExpressionList
BasicType	::= “integer” “real” “boolean” “char”
Block	::= “begin” StatmentList “end”
BooleanValue	::= “true” “false”
CallProc	::= Id “(” [ExpressionList] “)”
CaseclassStat	::= “caseclass” Id “of” EachCaseClass { EachCaseClass } “end”
CaseStat	::= “case” Expression “of” EachCase { EachCase } “end”
CharValue	::= Any ASCII character
ClassDec	::= “class” Id [ParamClassList] [“inherits” ClassList] { UnCompletePubPri } “endclass”
ClassList	::= ClassName { “,” ClassName }
ClassName	::= Id [RealParamClassList]
BasicValue	::= IntValue RealValue BooleanValue CharValue
BasicValueList	::= BasicValue { “,” BasicValue }
DefaultType	::= BasicType Id [RealParamClassList]
Digit	::= “0” ... “9”
DynShell	::= Id “#” Id “.” new “(” ExpressionList “)”
DynExtExp	::= Id “#” [RealParamClassList]
E	::= “E” “e”
EachCase	::= BasicValueList “.” UnStatBlock “;”
EachCaseclass	::= Id “.” UnStatBlock “;”
Expression	::= SimpleExpression [Relation SimpleExpression]

---

¹Veja definição de arquivo do programa e arquivo *shell* no Apêndice C.

ExpressionList	::= Expression { “,” Expression }
Factor	::= BasicValue Id [IndexList] CallProc MessageSend DynShell “(” Expression “)” “not” Factor DynExtExp “self” “nil”
First	::= Letter “_”
FormalParamDec	::= IdList “:” Type
FormalParamDecList	::= FormalParamDec { “,” FormalParamDec }
GlobalDec	::= “var” VarDec { VarDec }
HighOperator	::= “*” “/” “and”
Id	::= First { Letter Digit “_” }
IdList	::= Id { “,” Id }
IfStat	::= “if” Expression “then” StatmentList [“else” StatmentList] “endif”
Index	::= “[” Expression “]”
IndexList	::= Index { Index }
IntValue	::= Digit { Digit }
Letter	::= “A” ... “Z” “a” ... “z”
LocalDec	::= “var” VarDec { VarDec }
LowOperator	::= “+” “-” “or”
Lvalue	::= Id [IndexList]
MessageSend	::= ReceiverMessage “.” MethodId “([ExpressionList] “)”
MethodDec	::= ProcHeading “,” [LocalDec] Block
MethodId	::= Id new
ParamClass	::= Id “:” TypeParamClass
ParamClassList	::= “[” ParamClass { “,” ParamClass } “]”
PrivatePart	::= VarInstDecList MethodDec
ProcDec	::= ProcHeading “,” [LocalDec] Block
ProcHeading	::= “proc” Id “(” [FormalParamDecList] “)” [“:” ReturnTypeInfoList]
Program	::= { UnDec }
ProgramShells	::= { ShellDec ShellClassDec }
RealParamClass	::= ClassName
RealParamClassList	::= “[” RealParamClass { “,” RealParamClass } “]”
RealTypeParamClass	::= RealParamClass Id
RealValue	::= Digit { Digit } “.” { Digit } [Scale]
ReceiverMessage	::= “object” “super” “(” Id “)” Expression
Relation	::= “==” “<” “>” “<=” “>=” “<>”
RemoveStat	::= “remove” “(” Expression “)”
RepeatStat	::= “repeat” StatmentList “until” Expression
ReturnStat	::= “return” Expression “return” “(” ExpressionList “)”
ReturnTypeInfoList	::= Type “(” Type { “,” Type } “)”
Scale	::= E [“+” “-”] Digit { Digit }

```

ShellClassDec      ::=
    "class" Id "->" "(" IdList ")" { UnPubPri } "endclass" |
    "class" Id "->" Id { UnPubPri } "endclass" |
    "class" "(" Id ":" TypeParamClass ")" "#" Id [ ParamClassList ]
        { UnCompletePubPri } "endclass" |
    "class" Id "(" Id "->" Id ")" { UnPubPriDynSh } "endclass"
ShellDec           ::= ShellClassDec |
    "shell" Id "#" Id [ RealParamClassList ] |
    "shell" "type" "(" Id ")" "#" Id
        [ RealParamClassList ]
Signal            ::= "+" | "-"
SimpleExpression  ::= [ Signal ] Term { LowOperator Term }
Statment          ::= Assignment | CallProc | IfStat | WhileStat |
    RepeatStat | CaseStat | CaseclassStat |
    MessageSend | ReturnStat | RemoveStat
StatmentList      ::= { Statment ";" }
Term              ::= Factor { HighOperator Factor }
Type              ::= "array" "[" IntValue ".." IntValue "]" "of"
    Type | BasicType |
    ClassName | "class" "(" UnVarSelf ")"
TypeParamClass    ::= BasicType | Id |
    Id "[" RealTypeParamClass { ",",
    RealTypeParamClass } "]"
UnCompletePubPri  ::= UnPubPri |
    "share" "public" ":" { MethodDec } |
    "share" "private" ":" { PrivatePart }
UnDec             ::= ClassDec | GlobalDec | ProcDec
UnPubPri          ::= "public" ":" { MethodDec } |
    "private" ":" { PrivatePart }
UnPubPriDynSh     ::= UnCompletePubPri |
    "shell" "public" ":" { MethodDec } |
    "shell" "private" ":" { PrivatePart }
UnStatBlock       ::= Statment | Block
UnVarSelf         ::= Id | "self"
VarDec            ::= IdList ":" Type ";"
VarInstDec        ::= IdList ":" Type ";"
VarInstDecList    ::= "var" VarInstDec { VarInstDec }
WhileStat         ::= "while" Expression "do" UnStatBlock

```

Apêndice C

Glossário

Aplicar. Aplicar um filtro a um objeto referenciado por uma variável *v* significa que o sistema de tempo de execução:

- criará um objeto filtro e irá fazê-lo referir-se ao objeto;
- fará *v* referir-se ao objeto filtro.

Dizemos também “usar o filtro com o objeto/variável”.

Arquivo do Programa. Um único arquivo contendo todo o código do programa, excluindo qualquer definição de *shell*/filtro. Veja também a entrada “Arquivo *Shell*”.

Arquivo *Shell*. Um arquivo contendo todas as classes filtro/*shell* e outras declarações relacionadas com as construções *shell*.

Assinatura. A assinatura de um método é o seu nome, tipo do valor de retorno (se ele for uma função) e tipos dos parâmetros formais. Por exemplo, a assinatura do método

```
proc m( x : real; y : char ) : (integer, boolean);
```

é

```
m(real, char) : (integer, boolean)
```

Classe. Uma classe é um esqueleto do qual objetos são criados. Ela é uma declaração que define um conjunto de dados chamados de variáveis de instância e um conjunto de procedimentos chamados métodos. Uma classe agrupa dados e comportamento (métodos) em uma mesma abstração. Todos os objetos de uma classe possuem o mesmo conjunto de variáveis e métodos, embora os valores das variáveis de instância difiram de objeto para objeto.

Classe Parametrizada. Uma classe parametrizada é uma classe com um ou mais parâmetros, fornecidos quando a classe for empregada no programa. Cada

um deles deve ser uma classe. Veja Apêndice A para mais detalhes.

Cliente. Os clientes de uma classe são as classes/procedimentos que declaram variáveis e parâmetros daquela classe. Os clientes de um procedimento são as classes/procedimentos que chamam aquele procedimento.

Colocar um filtro. Colocar um filtro ao redor um objeto é criar um objeto filtro e fazê-lo referir-se ao objeto. Então o objeto filtro será usado como se ele fosse o objeto.

Conformar, Conformidade. Veja a definição na página 140. Uma classe poderá ser um parâmetro real para uma classe parametrizada se o seu tipo conformar com o tipo do parâmetro formal correspondente.

Erro de tipos. Um erro de tipo ocorre quando uma mensagem for enviada a um objeto que não possui um método apropriado para responder àquela mensagem. Erros de tipo são encontrados em tempo de compilação em linguagens estaticamente tipadas e em tempo de execução em linguagens fortemente tipadas.

Figura. Para saber a representação gráfica de objetos, filtros e *shells*, veja as páginas 6 e 130.

Filtro. A palavra “filtro” significa “classe filtro”, cuja definição está na página 6.

Fortemente Tipada. Uma linguagem é fortemente tipada se nenhum erro de tipos puder ocorrer em tempo de execução. Um exemplo de linguagem fortemente tipada é Smalltalk [21]. Antes que um erro de tipos ocorra em tempo de execução, o programa é parado pelo sistema de tempo de execução ou interpretador.

Herança. Uma classe B herda de uma classe A usando a sintaxe

```
class B inherits A
...
endclass
```

Então, todos os métodos/variáveis de instância de A são adicionados a B. A classe B pode redefinir os métodos herdados de A e pode definir novos métodos por si mesma.

Instanciação. É o processo de substituir os parâmetros formais por parâmetros reais em uma classe parametrizada. Então, quando o compilador encontrar uma declaração

```
var a : A[B];
```

ele criará uma nova classe instanciando a classe A com a classe B.

Interface. A interface de uma classe é o seu tipo de acordo com a primeira definição de tipo (veja entrada “Tipo” neste glossário).

Mensagem. Uma instrução

$a.m(e_1, e_2, \dots e_n)$

é o envio da mensagem $m(e_1, e_2, \dots e_n)$ para o objeto referenciado por a . Um envio de mensagem causa uma busca por método na classe do objeto tal que a assinatura do método é a mesma de m . Se o método apropriado não for encontrado na classe do objeto, a busca continuará nas superclasses, superclasses das superclasses e assim por diante. Não haverá nenhuma ambigüidade em qual superclasse continuar a busca (se houver mais de uma superclasse) porque uma classe não pode herdar dois métodos com o mesmo nome de duas superclasses.

Uma mensagem é somente enviada a um objeto em tempo de execução. Contudo, dizemos “mensagem enviada à variável v ” ao invés de “mensagem enviada ao objeto ao qual a variável v irá se referir em tempo de execução”.

Objeto. Um objeto é uma instância de uma classe. Como tal, ele só existe em tempo de execução, embora algumas vezes dizemos “objeto v ” onde v é uma variável. Neste caso, queremos dizer “o objeto a que v irá se referir em tempo de execução”.

Todos os objetos da mesma classe possuem o mesmo conjunto de variáveis de instância e métodos. Cada objeto possui o seu próprio conjunto de valores de variáveis de instância. Conceitualmente, um objeto possui seus próprios métodos também, mas na prática todos os objetos de uma mesma classe compartilham os mesmos métodos.

Objeto Filtro. Um objeto de uma classe filtro.

Objeto *Shell*. Um objeto *shell* é um objeto de uma classe *shell*.

Palavras Chave. Abaixo estão algumas palavras chave da linguagem.

- **class** é uma função que retorna a classe do seu argumento avaliada em tempo de compilação. O argumento deve ser uma variável ou **self**. Por exemplo,

```
var x : A;  
    y : class(x);  
declara y como tendo o tipo A.
```

- **new** é a mensagem que, quando enviada para uma classe, criará um objeto desta classe:

```
a:= A.new();
```

- **nil** é uma referência para um objeto nulo, que não possui nenhum método. É um erro de tipos enviar qualquer mensagem para **nil**. Mesmo assim, o tipo de **nil** é considerado, em atribuições, subtipo de qualquer outro tipo. Qualquer variável cujo tipo seja uma classe pode receber **nil** em uma atribuição.
- **object**. Esta palavra chave somente pode ser usada dentro dos métodos de um filtro/*shell*. A expressão
`object.m(...)`
faz com que a busca por um método **m** comece no objeto ou objeto filtro a que o *shell*/filtro refere-se. Um objeto *shell*/filtro sempre refere-se a um e somente um objeto ou filtro objeto. Esta palavra chave não pode ser usada como variável do lado direito ou esquerdo de uma atribuição, a não ser em envios de mensagens.
- **private** começa a seção privada de uma classe.
- **public** começa a declaração dos métodos públicos de uma classe.
- **share**. As variáveis e métodos da seção **share** são compartilhadas por todos os objetos da classe correspondente. Os métodos das seções **share private** e **share public** são manipulados usando a sintaxe
`ClassName.MethodName(...)`
e eles podem somente manipular as variáveis da classe.
- **self** é uma referência para o objeto que recebeu a mensagem que causou a execução do método corrente. Assim, **self** somente pode ser usado dentro de métodos e o seu tipo é o tipo da classe do método onde esta palavra chave está.

Procedimento. Um procedimento é uma rotina fora de uma classe. É o equivalente a funções da linguagem C ou procedimentos/funções de Pascal.

Referir-se. Variáveis são ponteiros para objetos, exceto quando o tipo das variáveis for um dos tipos básicos. Então, dizemos “uma variável refere-se a um objeto” ao invés de “uma variável contém um objeto”. A declaração de uma variável não causa alocação de memória para o objeto ao qual ela irá se referir. O tipo do objeto será conhecido somente depois da atribuição. Lembre-se de que uma variável do tipo A pode referir-se a objetos de qualquer classe que é subtipo de A.

Região. Uma região é um conjunto de classes e procedimentos. Uma região é um pedaço de código que corresponde ao código de todos os procedimentos e todos os métodos de todas as classes do conjunto.

Responder. Dizemos “um objeto pode responder a uma mensagem” quando o objeto possuir o método correspondente a esta mensagem. Isto é, este método será executado quando a mensagem for enviada ao objeto.

Shell. A palavra *shell* é usada para significar “classe *shell*”, cuja definição está na página 4.

Símbolo. Um símbolo é qualquer identificador válido na linguagem ou qualquer seqüência de caracteres entre “e” na definição da sintaxe da linguagem dada no Apêndice B.

Sintaxe. Abaixo está a sintaxe para a declaração de cada *shell*/filtro. Veja Apêndice B para mais detalhes.

- *Visão de classe:*

```
class B->(E1, E2, ... En)
```

- *Adaptadores:*

```
class B -> A
```

- *Extensão de classe, Extensão dinâmica:*

```
class (T0 : A0)#E( T1 : A1; T2 : A2; ...Tn : An)
```

Extensão de classe e extensão dinâmica são usados como

```
shell B0#E(B1, B2, ...Bn)
```

```
if B0#E(B1, B2, ...Bn) then ...
```

respectivamente.

- *Shell Dinâmico:*

```
class B(A -> A)
```

Ele é usado como

```
a#B.new()
```

Onde o tipo de *a* é subtipo de *type(A)*.

Subclasse. Uma classe *C* será uma subclasse de *B* se *C* herdar de *B*. Neste caso, *B* será uma superclasse de *C*. Se *B* herdar de uma classe *A*, *C* será também uma subclasse de *A*, que será superclasse de *C*.

Em geral, dizemos “subclasse” (“superclasse”) significando “subclasse (superclasse) direta ou indireta”. Uma classe *B* será uma subclasse direta de uma classe *A* quando *B* herdar *A*. As subclasses (superclasses) não diretas são chamadas de “indiretas”.

Subtipo. Um tipo *S* é um subtipo de um tipo *T* se $T \subset S$. Isto é, *S* tem pelo menos as mesmas assinaturas de métodos que *T*.

Superclasse. Veja a entrada para “Subclasse”.

Supertipo direto. Dado um conjunto de tipos δ e tipos $S, T \in \delta$, dizemos que T é um *supertipo direto* de S se:

- $S \prec T$
- $\nexists U \in \delta$ tal que $S \prec U \prec T$

Quando o conjunto δ não for especificado, ele será considerado como composto por todos os tipos do programa.

Tipagem Estática. Uma linguagem é tipada estaticamente se nenhum erro de tipos puder ocorrer em tempo de execução e for possível garantir isto em tempo de compilação.

Tipo. Esta tese usa duas definições para “tipo”. Na primeira, o tipo de uma classe é o conjunto de assinaturas de seus métodos públicos (os métodos da seção *share* não são incluídos). Por exemplo, o tipo da classe

```
class A
...
public:
  proc put( x : integer ) : boolean;
    begin ... end
  proc add( x : A ) : A;
    begin ... end
endclass
```

é { put(integer) : boolean, add(A) : A }

Nesta tese é usado `type(A)` para o tipo da classe A.

Na segunda definição, um tipo é um conjunto de classes de um programa que possuem o mesmo tipo de acordo com a primeira definição. Então, o tipo de uma classe A é definido como

$\text{Type2}(A) = \{ C \mid C \text{ é uma classe e } \text{type}(C) = \text{type}(A) \}$

A menos que haja alguma observação em contrário, usaremos a primeira definição.