지연함수언어 Miranda의 G-기계 기반 번역기 개발

이 종 희[†] 최 관 덕[††] 윤 영 우[†††] 강 병 욱[††††]

요 약

본 연구는 함수언어의 번역기 개발을 목적으로 한다. 이를 위하여 지연어의를 갖는 원시함수 언어를 정의하고 그것의 번역기를 설계, 구현, 평가한다. 함수프로그램의 실행모형은 G-기계를 기반으로 한 컴비네이터 그래프축소이다. 번역기는 전체 4단계로 구성되며 원시프로그램을 C를 사용한 목적프로그램으로 번역한다. 번역기의 첫 번째 단계에서는 원시프로그램을 확장람다계산 그래프로 번역하고, 두 번째 단계에서 수퍼컴비네이터그래프로 변환하고, 세 번째 단계에서 G-기계어 프로그램으로 번역하고, 마지막 단계에서 G-기계어 프로그램을 C로 번역한다. 생성된 목적 프로그램은 C 컴파일러에 의해서 실행 프로그램으로 번역된다. 번역기 구현은 UNIX환경에서 컴파일러 자동화 도구인 YACC, Lex를 이용하여 구문분석기, 어휘분석기를 구현하고, 그 외의 루틴은 C로 구현한다. 본 논문에서는 번역기에 사용된 구현기법과 수행결과를 기술한다.

Development of a G-machine Based Translator for a Lazy Functional Programming Language Miranda

Jong-Hee Lee,[†] Kwan-Deok Choi,[††]
Young-Woo Yoon,[†††] Byong-Ug Kang[††††]

ABSTRACT

This study is aimed at construction of a translator for a functional programming language. For this goal we define a functional programming language which has lazy semantics and develop a translator for it. The execution model selected is the G-machine-based combinator graph reduction. The translator is composed of 4 phases and translates a source program to a C program. The first phase of the translator translates a source program to a enriched lambda-calculus graph, the second phase transforms a lambda-calculus graph into supercombinators, the third phase translates supercombinators to a G program and the last phase translates the G program to a C program. The final result of the translator, a C program, is compiled to an executable program by C compiler. The translator is implemented in C using compiler development tools such as YACC and Lex, under the UNIX environments. In this paper we present the design and implementation techniques for developing the translator and show results by executing some test problems.

1. 서 론

함수언어는 단순한 상태전이규칙(state transition rule)을 가지는 적용계산모형(applicative computing model)의 언어로서 표현력이 풍부하고, 어의(semantics)가 단순하여 프로그램의 정확성 증명이 쉬우며, Church-Rosser 성질을 가지므로 병렬처리에도 적합하다는 장점을 가진다. 그러나 이런 장점에도 불구하고 함수언어는 현재 널리 사용되고 있지는 않은데, 그 한 가지 이유

† 정 회 원:영남전문대학 전자계산기과 교수
†† 정 회 원:영남대학교 대학원 전산공학과 컴퓨터시스템전공(박사과정수료)
††† 정 회 원:영남대학교 공과대학 전산공학과 부교수
†††† 정 회 원:영남대학교 공과대학 전산공학과 교수

논문접수:1995년 4월 3일, 심사완료:1995년 9월21일

는 언어의 개념이 표현력과 어의의 단순성에 초점이 맞추어져 있는 반면에, 현재의 폰노이만형 컴퓨터의 동작특성을 반영하지 못하기 때문에 효율적인 번역기 구현이 어려워 실행속도가 느리다는 단점이 있기 때문이다. 이런 단점을 해결하기 위한 연구로서 새로운 비-폰노이만형 컴퓨터를 개발하여 실행속도를 개선하기 위한 하드웨어적인 연구와 함수언어를 기존의 폰노이만형 컴퓨터에서 효과적으로 실행하기 위한 소프트웨어적인 연구가 있다[1, 2].

소프트웨어적인 연구로는 현재 환경기반방식(environment-based scheme)과 그래프축소(graph reduction)라는 구현방법이 매우 효과적이라고 알려져있다[3, 4]. 이 두 가지 구현방법은 함수 적용시 가인수에 실인수를 전달하는 방법에 따라 구분되는데, 환경기반방식은 환경을 통해서 전달하고, 그래프축소는 프로그램 그래프의 해당 노드를 포인트하여 전달한다. 특히 그래프축소는 프로그램을 그래프로 표현하고 그래프를 변환하므로써 프로그램을 실행하는 방법으로 부분식의 공유와 지연실행(lazy implementation)이 쉽다. 그래프축소는 다시 람다계산(lambda calculus)을 기반으로 한 구현과 컴비네이터(combinator)를 기반으로 한 구현으로 나눌 수 있다. 컴비네이터 구현은 람다식(lambda expression)을 자유변수를 포함하지 않는 식으로 변환하는 구현기법으로서 자유변수가 없으므로 그래프축소를 기계어 수준으로 구현하는데 적합하다. 그래프 축소를 기계어 수준으로 구현하기 위한 연구는 추상기계(abstract machine)의 설계에 바탕을 둔다. 추상기계는 각 추상기계어(abstract machine code)에 대한 상태전이규칙과 함수프로그램을 일련의 추상기계어들로 번역하는 번역규칙으로 설계된다[3].

본 연구는 함수언어의 소프트웨어적인 연구로서, 함수언어의 기계어 수준 구현을 목적으로 한다. 이를 위하여 지연어의(lazy semantics)를 갖는 원시함수언어를 정의하고 그것의 번역기를 개발한다. 함수프로그램의 실행모형은 G-기계[5, 6, 7, 8]를 기반으로 한 컴비네이터 그래프축소이다. 번역기는 4단계로 구성하며, 각 단계의 번역결과인 중간언어는 확장람다계산(enriched lambda calculus), 수퍼컴비네이터(supercombinator), G-기계어(G-code)이며, 번역기의 목적어는 C이다.

본 논문의 2장에서는 그래프축소를 기반으로 하는 함수언어의 번역기법에 대해서 기술하고, 3장에서는 정의한 원시함수언어의 구문 및 특징을 보이며, 4장에서는 번역기의 각 단계에 사용된 구현기법을 설명하고, 5장에서는 번역기에 대한 실험 및 분석으로서 몇가지 시험프로그램에 대한 번역의 정확성과 수행속도를 보이며, 6장에서는 결론 및 향후과제를 논한다.

2. 그래프축소를 기반으로 하는 함수프로그램의 번역기법

그래프축소는 1971년 Wadsworth에 의해 제안된 것으로서 프로그램을 그래프로 표현하고 그래프를 변환하는 과정으로 프로그램을 실행하는 계산모형이다. 그래프축소는 번역된 그래프의 형태에 따라 람다계산을 기반으로 하는 그래프축소와 컴비네이터를 기반으로 하는 그래프축소로 나눌 수 있다. 람다계산은 간단한 구문과 단순한 어의를 가지는 계산모형으로서 모든 함수 프로그램을 표현할 수 있기 때문에 함수언어 자체나 번역시의 중간언어로서 사용된다. 람다계산을 기반으로 하는 그래프축소에서 사용되는 축소규칙에는 함수의 가인수에 실인수를 치환하는 β-축소규칙과 기본함수를 실행하는 σ-축소규칙 및 변수명 충돌을 해결하기 위한 α-축소 등이 있다[3].

람다계산을 기반으로 하는 그래프축소를 좀 더 효율적으로 구현하기 위해서는 개개의 람다본체(lambda-body)를 고정된 명령어의 나열 즉 기계어 프로그램으로 번역해야하는데, 람다식내에 자유변수가 존재하면 자유변수의 값을 얻는 메커니즘을 추가해야하므로 구현에 어려움이 있다. 이를 해결한 구현이 컴비네이터를 기반으로 하는 구현이다. 컴비네이터란 자유변수가 하나도 없는 람다식을 말하며, 고정컴비네이터(fixed-set combinator), 프로그램유도컴비네이터(program-derived cominator) 등이 있다[3].

고정컴비네이터 번역기법은 원래의 람다식을

자유변수가 없는 람다식으로 변환할 때에 고정된 종류의 컴비네이터만을 사용하는 기법을 말한다. 기본적인 컴비네이터는 S, K, I등이며, 여기에 몇몇 최적화 컴비네이터를 추가한 Turner의 컴비네이터[9]가 고정컴비네이터 번역기법의 대표적인 기법이다. Turner 컴비네이터 번역기법은 변환된 그래프가 원래 그래프의 모습과 너무 달라서 디버깅이 어렵고 실행단계가 매우 작은 단계로 쪼개져서 결합의 부담이 큰 단점을 가지고 있으나, 완전지연평가(fully lazy evaluation) 기능이 있다[9, 10].

프로그램유도컴비네이터 번역기법은 일반적으로 람다식을 람다승급(lambda-lifting)[6,10]하여 컴비네이터로 변환하는 번역기법이다. 람다승급시 자유변수만을 승급하는 번역기법에서는 완전지연평가를 구현할 수는 없으나, Hughes의 수퍼컴비네이터 번역기법[10]에서는 람다승급시 자유변수만을 승급하지 않고 최대자유식(mfe: maximally free expression)을 승급하므로써 완전지연평가 기능을 제공한다.

그래프축소의 기계어 수준 구현에 관한 연구는 일반적으로 추상기계의 설계에 바탕을 둔다.

추상기계는 각 추상기계어에 대한 상태전이규칙과 함수프로그램을 일련의 추상기계어들로 번역하는 번역규칙으로 설계된다[3]. 추상기계를 기반으로 하는 번역기 구현에서는 원시프로그램을 추상기계어로 먼저 번역하며 이를 다시 목적기계의 기계어로 번역한다. 현재까지 연구된 추상기계로는 G-기계(G-machine)[5, 6, 7, 8], TIM[11], Spineless G-machine[12], Categorical Abstract Machine[13], Spineless Tagless G-machine[14] 등이 있다.

본 연구에서 사용하는 G-기계는 스웨덴의 찰머스공과대학의 Johnsson과 Augustsson에 의해 개발된 추상기계이다. G-기계는 5개의 요소로 구성된 상태로 표현되는 유한상태기계로서, 5개의 요소는 출력장치로의 출력을 나타내는 O, 현재실행중인 코드를 나타내는 C, 힙(heap)에 구성되는 그래프 G, 스파인 스택(spine stack) S, 그래프축소중 문맥절환시 현재의 문맥을 저장하기 위한(S,C)쌍으로 구성된 덤프 스택(dump stack) D이다. G-기계를 기반으로 한 번역기법은 컴비네이터로 구성된 프로그램을 일련의 G-기계어로 번역하는 기법으로서 번역된 기계어 프로그램은 지연그래프축소 사이클 즉, unwind-instantiate-update을 순서대로 기술한 일련의 추상기계어 표현이다. 여기서 unwind는 평가할 함수를 찾기 위해서 그래프의 적용노드(apply node)를 왼쪽으로 타고 내려가면서 각 적용노드를 스파인 스택에 보관하는 과정이며, instantiate는 unwind 과정에서 찾은 함수의 가인수에 스파인 스택에 보관되어 있는 실인수에 대한 포인터를 대치하고, redex(reducible expression)를 WHNF(Weak Head Normal Form)으로 평가하는 과정이며, update는 평가결과를 원래식의 루트노드에 덧쓰는 과정이다[5, 6, 7, 8].

3. 함수언어 정의

본 논문에서 정의하여 구현할 함수언어는 함수언어 Miranda™[15]의 구문과 어의를 토대로 설계한 Miranda subset 언어이다. Miranda의 구문 중에서 Guarded equation, 블럭구조(block structure), 고계함수(higher order function)에 대한 구문을 지원하며, 패턴매칭(pattern matching), ZF 표현(ZF expressions), 자료형 등에 대한 구문은 지원하지 않는다. 지원하는 구문 중에서 원어의 구문과 다른 구문은 블럭구조의 시작과 끝에 {과}을 추가한 것인데 이것은 구문 분석기 구현이 용이하고 프로그래밍시 분명하게 블럭을 표현하여 프로그램 독해성을 높일 수 있는 장점이 있기 때문이다. 설계한 함수언어의 구문을 EBNF로 표현하면 〈표 1〉과 같으며, 이 언어를 사용한 프로그램의 예는 부록 3과 같다.

4. 번역기의 구현

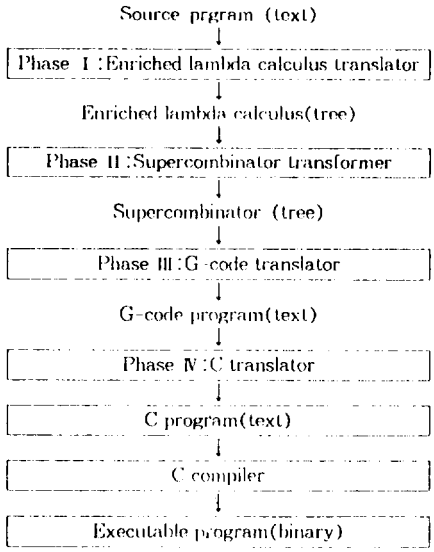
번역기는 (그림 1)과 같이 전체 4단계로 구성된다. 첫 번째 단계에서는 원시프로그램을 구문분석하여 구문오류를 점검하고 구문트리(AST ; abstract syntax tree)인 확장람다계산그래프(enriched lambda calculus graph)로 번역한다. 두 번째 단계에서는 확장람다계산그래프를 수퍼컴비네이터그래프(supercombinator graph)로 변

환한다. 세 번째 단계에서는 수퍼컴비네이터그래프를 G-기계어 프로그램으로 번역하며, 네 번째 단계에서 G-기계어 프로그램을 C로 번역한다. 번역결과인 C 프로그램은 기존의 C 컴파일러에 의해서 실행프로그램으로 번역된다.

〈표 1〉 원시함수언어의 구문

(Table 1) The syntax of the source functional programming language

```
< SubMiranda > ::= '{' < equations > '}' < expr >
< equations > ::= < equation > | < equations > < equation >
< equation > ::= < id > < parameters > < equation body >
                 < where clause >
< equation body > ::= '=' < expr > < guard >
< guard > ::= ε | ',' < boolean expr > < equation body >
< where clause > ::= ε | 'where' '{' < equations > '}'
< parameters > ::= < parameter > | < parameters >
                   < parameter >
< parameter > ::= ε | < id > | '(' < id > < tuples > ')'
< tuples > ::= < tuple > | < tuples > < tuple >
< tuple > ::= ':' < id >
< expr > ::= < expr > < arithmetic op > < expr > | < expr >
             < list op > < expr > | '#' < expr >
             | < id > < function call argument > | < constant > |
             '(' < expr > ')' | < list >
< list > ::= '[' < list element > ']' | 'null' | '"' < id > '"'
< list element > ::= < expr > | < list element > '..' < list element >
                     | < list element > ',' < list element >
< funtion call argument > ::= ε | '(' < argument list > ')'
< argument list > ::= < expr > | < argument list > < expr >
< boolean expr > ::= < boolean expr > < logical op >
                     < boolean exp > | '~' < boolean expr > |
                     '(' < boolean expr > ')' | < boolean term >
< boolean term > ::= < expr > < relational op > < expr >
< arithmetic op > ::= '+' | '-' | '*' | '/'
< list op > ::= '++' | '--' | ':' | '!'
< logical op > ::= 'and' | 'or'
< relational op > ::= '==' | '~=' | '>' | '<' | '>=' | '<='
< id > ::= < letter > { < letter > | < digit > }*
< constant > ::= { < digit > }*
< letter > ::= ['a' - 'z'] | ['A' - 'Z'] | '_'
< digit > ::= ['0' - '9']
```

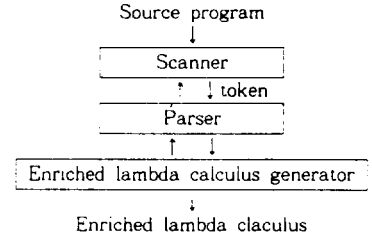


(그림 1) 번역기의 구성

(Fig. 1) Overall structure of the translator

4.1 단계 1: 확장람다계산그래프 번역기

원시프로그램을 구문분석하고 확장람다계산그래프로 번역하는 단계로서 (그림 2)와 같이 구성된다. 어휘분석기(scanner)는 Lex[16]를 이용하여 구현한다. 구문분석기(parser)와 확장람다계산 생성기(enriched lambda calculus generator)는 YACC[17]을 이용하여 구현하며 문법지시적변환(syntax-directed translation) 기법으로 원시프로그램을 확장람다계산그래프로 번역한다. 구문분석기는 원시프로그램을 구문분석하여 문법적 오류를 점검하고 각 함수정의식 마다 하나의 AST를 구성하여 AST테이블에 등재한다. AST는 블럭구조 즉 지역함수정의문들을 표현하기 위하여 let-in 구조를 추가한 람다식이며 트리로 표현한다.



(그림 2) 단계 1의 구성

(Fig. 2) The configuration of the phase I

AST의 일반적인 형태는 (그림 3)과 같으며 원시언어의 구문이 중첩 블럭구조를 지원하므로 let-in 구조는 한개의 AST내에 여러개 나타날 수 있다. AST의 각 노드는 (그림 4)와 같이 네 개의 항목으로 구성되는데, 첫째 항목 TAG는 그 노드의 의미를 나타내며, 두 번째 항목 TokenValue에는 TAG에 따른 자료를 가지고 있는데 TAG가 정수를 나타내면 정수값, atom을 나타내면 문자열을 가지고 있으며 그 외에는 디버깅을 위한 문자열을 가진다. 세 번째와 네 번째 항목은 노드의 오른쪽과 왼쪽 노드를 가르키는 포인터 항목이다.

예로서 (그림 5)의 프로그램은 (그림 6)과 같이 번역된다. (그림 6)에서 볼 수 있듯이, 이 단계에서 지역변수는 각기 유일한 이름으로 재명명되는데 이 작업으로서 다음 단계의 알고리즘 수행시의 변수명 충돌문제(name clash problem)[3]를 자동적으로 해결한다.

4.2 단계 2 : 수퍼컴비네이터 변환기

확장람다계산그래프를 수퍼컴비네이터그래프로 변환하는 단계이며 (그림 7)과 같이 3 패스로 구성된다. 첫 번째 패스인 Super는 확장람다계산그래프를 수퍼컴비네이터로 변환하며, 두 번째 패스인 Flattener는 수퍼컴비네이터의 모든 지역변수들을 최상위로 이동시키는 패스이며, 세 번째 패스인 Optimizer에서는 수퍼컴비네이터를 최적화한다.

수퍼컴비네이터 변환 알고리즘은 Hughes의 수퍼컴비네이터 번역기법[3,10]에 기반을 둔다. 수퍼컴비네이터 번역기법은 람다식을 컴비네이터로 변환할 때에 자유변수만을 승급하지 않고 최대자유식을 승급하므로써 완전지연평가를 제공하며, 컴비네이터의 크기가 커서 그래프축소시 축소 회수가 적은 이점이 있다.

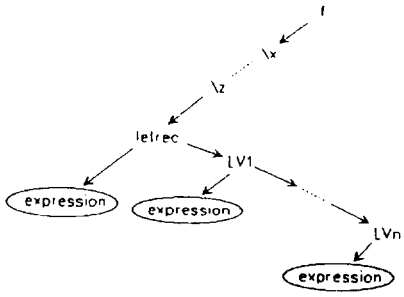
수퍼컴비네이터 변환 알고리즘은 다음과 같다.

모든 확장람다계산그래프 즉 AST에 대하여 다음 ①~⑧을 수행한다.

① 하나의 AST를 선택한다.

F=…E…

② F내에 지역정의식들이 존재하면 지역정의식들 각각에 대해서 ②~⑦를 수행한다. 수행결과로 지역정의식은 지역변수식들이 된다.



(그림 3) AST의 형태

(Fig. 3) The structure of the AST

TAG	TokenValue	Pointer to left tree	Pointer to right tree

(그림 4) AST의 노드 구조

(Fig. 4) The abstract node structure of the AST

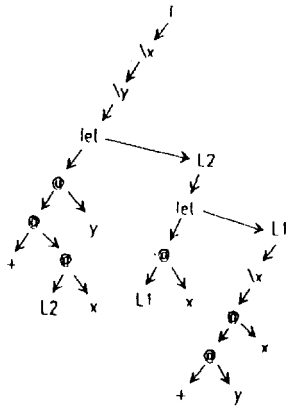
```
{f x y = g(x) + y
       where { g = h(x)
                   where { h x = y + x }}
}f (1 1)
```

(그림 5) 예 프로그램

(Fig. 5) An example program

```
f = λx. λy. let l2 = let l1 = λx. + y x
                     in l1 x
            in + (l2 x) y
result = f 1 1
```

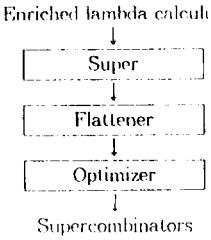
(a) the textual representation



(b) the graphical representation

(그림 6) 예 프로그램의 AST 형태

(Fig. 6) The AST for the example program



(그림 7) 단계 2의 구성

(Fig. 7) The configuration of the phase II

$$F = \cdots \text{let } LV_1 = \cdots$$
$$\cdots$$
$$LV_n = \cdots$$
$$\text{in } E$$

지역정의식내의 모든 람다식에 대하여 ③~⑦을 수행한다.

③ 가장 안쪽의 람다식을 선택한다. 람다식이 없으면 ⑧을 수행한다.

$$L = \lambda v.\ exp$$

④ 최대자유식을 찾는다. 최대자유식은 속박변수를 포함하지 않는 부분식(subexpression)이며, 속박변수는 현재의 람다변수와 현재의 람다식내의 지역변수들이다.

$$mfe = \{e_1, \cdots, e_n\}$$

⑤ 최대자유식의 순서를 식에 포함된 자유변수의 어휘적 순서에 따라 나열한다. 이런 순서매김의 결과로 최적화 작업의 효율을 높일 수 있다.

$$mfe = \{e_1, \cdots, e_n\}$$

⑥ 새로운 컴비네이터를 정의한다. 아래 식에서 [x/y]은 y를 x로 대치한다는 의미이다.

$\$ newcomb\ i_1 \cdots i_n$

$v = exp[i_1/e_1, \cdots, i_n/e_n]$

⑦ 현재의 람다식을 새로운 컴비네이터에 mfe를 적용한 식으로 대치한다.

$L = \$ newcomb\ e_1, \cdots, e_n$

⑧ 현재의 함수정의식이 지역함수정의식이 아니면 남아있는 식을 컴비네이터로 만든다.

$\$F = \cdots$

(그림 5)의 프로그램의 수퍼컴비네이터 변환 결과는 (그림 8)과 같다. 그림에서 p_n은 n번째가 인수, l_n은 n번째 지역변수, C_x는 수퍼컴비네이터 x를 의미한다.

(그림 8)의 수퍼컴비네이터 정의들은 Flatten-

```
C_0 p1 p2 = +P1 P2
C_1 p1 p2 = let l2 = let l1 = C_0 p2 in l1 p1
            in + (l2 p1) p2
C_2 p1 = C_1 p1
C_f = C_2
C_4 = C_f 1 1
C_Prog = C_4
```

(그림 8) 예 프로그램에 대한 수퍼컴비네이터 정의

(Fig. 8) Supercombinators for the example program

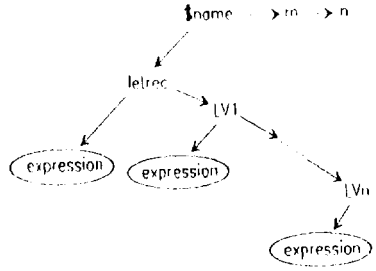
er 패스에 의해서 (그림 9)와 같이 변환된다. 모든 지역변수들을 최상위로 변환시키는 이유는 다음 단계인 G-코드 번역에 용이하기 때문이며, 이 과정에서 지역변수들은 재명명된다.

```
C_0 p1 p2 = +p1 p2
C_1 p1 p2 = let lv1 = lv2 p1
                lv2 = C_0 p2
            in + (lv1 p1) p2
C_2 p1 = C_1 p1
C_f = C_2
C_4 = C_f 1 1
C_Prog = C_4
```

(그림 9) 예 프로그램의 flattening 후의 수퍼컴비네이터

(Fig. 9) Supercombinators after flattening for the example program

Optimizer 패스의 최적화 내용은 동일한 형태의 컴비네이터를 제거하고 상수 정의식을 제거하는 것이다. 이 패스에서는 또한 다음 패스의 알고리즘 수행을 용이하게 하기 위해서 수퍼컴비네이터 정의에 관한 정보를 수퍼컴비네이터그래프에 추가한다. 그 정보는 가인수의 개수와 지역변수정의의 개수이며, 이런 정보를 추가한 수퍼컴비네이터그래프의 형태는 (그림 10)과 같다. (그림 10)에서 m은 가인수의 개수를 n은 지역변수정의의 개수를 의미한다. (그림 9)의 최적화 결과는 (그림 11)과 같다.



(그림 10) 수퍼컴비네이터그래프의 구조

(Fig. 10) The structure of the supercombinator graph

```
C_0 2 2 2 = let lv1 = lv2 p1
                lv2 = + p2
            in + (lv1 p1) p2
C_1 0 0 = C_0 1 1
C_Prog 0 0 = C 1
```

(그림 11) 최적화 후의 수퍼컴비네이터

(Fig. 11) Supercombinators after optimizing

4.3 단계 3 : G-기계어 프로그램 번역기

수퍼컴비네이터그래프를 G-기계어로 번역하는 단계이다. 목적기계인 G-기계는 유한상태기계로서 상태는 5개의 요소로 구성된다. 5개의 요소는 출력장치로의 출력을 나타내는 O, 현재실행중인 코드를 나타내는 C, 힙에 구성되는 그래프 G, 스파인 스택 S, 그래프축소중 문맥절환시 현재의 문맥을 저장하기 위한 (S,C)쌍으로 구성된 덤프 스택 D이다. 따라서 G-기계의 한 상태는 5-튜플 〈O, C, S, G, D〉로 표현한다. 각 G-기계어에 대한 상태전이규칙은 부록 1과 같으며, 수퍼컴비네이터그래프를 G-기계어로 번역하는 번역규칙은 부록 2와 같다.

이 단계의 결과인 G-기계어 프로그램은 전체적으로 3 부분으로 구성된다. 첫 번째 부분은 G-기계를 초기화하는 부분으로 G-기계어 BEGIN으로 표현되며, 두 번째 부분은 그래프축소를 시작하고 종료하는 부분으로 G-기계어열 PUSHGLOBAL C Prog ; EVAL ; PRINT ; END이며, 세 번째 부분은 수퍼컴비네이터 각각에 대한 G-기계어 열이다. 내정컴비네이터에 대한 정의는 목적기계의 라이브러리 루틴으로 구성할 수 있으므로 G 프로그램에는 포함하지 않는다. 번역 예로 (그림 11)의 컴비네이터들을 G-기계어로 번역한 결과는 (그림 12)와 같다.

```
BEGIN;
PUSHGLOBAL C- Prog ; EVAL ; PRINT ;
END ;

GLOBSTART C- 0 2 ;
ALLOC 2 ; PUSH 2 ; PUSH 1 ; MKAP 1 ; UPDATE2 ; PUSH 3 ;
PUSHGLOBAL ADD ; MKAP 1 ; UPDATE 1 ; PUSH 3 ;
  EVAL ; GET ;
PUSH 3 ; PUSH 3 ; MKAP 1 ; EVAL ; GET ; ADD ; UPDINT
  5 ; POP 4 ;
RETURN ;

GLOBSTART C-1 0 ;
PUSHINT 1 ; PUSHINT 1 ; PUSHGLOBAL C-0 ; MKAP 2 ;
UPDATE 1 ; POP 0 ;
UNWIND ;

GLOBSTART C-Prog 0 ;
PUSHGLOBAL C-1 ; EVAL ; UPDATE 1 ; POP 0 ;
UNWIND ;
```

(그림 12) 수퍼컴비네이터 C 0에 대한 G-기계어 프로그램

(Fig. 12) The G-code program for the supercombinator in (Fig. 11)

4.4 단계 4: C 프로그램 번역기

G-기계어 프로그램을 C로 번역하는 단계이다. 이를 위하여 G-기계의 5 요소를 다음과 같이 사상한다. 출력 O는 화면장치로, 코드 C는 C 언어의 문으로, 스택 S는 정적 메모리 내의 배열로, 그래프 G는 힙에 동적으로 구성되며, 덤프 D는 시스템 스택으로 사상한다. G-기계어 프로그램의 3 부분 중에서 첫 번째와 두 번째 부분은 main 함수로 번역되며, 세 번째 부분은 수퍼컴비네이터마다 하나의 C 함수로 구성되며, 각 부

```
int C-0( ), C-1( ), ···, C-Prog( ) ; /* 수퍼컴비네이터 함수에
대한 함수원형 */
int(*SuperComb[ ])( )={C-0, C-1, ···, C-Prog} ; /* 수퍼컴비
네이터 함수 호출을 위한 정의 */
int SuperArgs[3]={2, 0, ..., 0} ; /* 수퍼컴비네이터 함수의 가인수
개수 */
#include "g-deflib.h"/*라이브러리 루틴*/
main( )/*BEGIN*/
{
        begin-of-session();
        /*PUSHGLOBAL C-Prog*/
        sp++ ;
        stack[sp].right=make-t-cell(-comb) ;
        stack[sp].right->v.ival=2 ;
        /*EVAL*/
        switch(stack[sp].right->tag) {
          case-apply : /*unwind*/···
          case-comb : /*COMB 0 C*/···
            .
            .
            .
          default : /*built-in Comb*/
                  break;
        }
        /*PRINT*/
        built-in-comb-print( ) ;
        /*END*/
        end-of-session( ) ;
        return ;
}

C-0( )/*GLOBSTART C-0 2*/
{
        /*2(rearrange stack)*/
stack[sp-0].right=stack[sp-1].right->right ;
stack[sp-1].right=stack[sp-2].right->right ;
          .
          .
          .
}

C-1( ) {···}

          .
          .
          .

C-Prog( ) {···}
```

(그림 13) C 프로그램의 구조

(Fig. 13) The structure of the C program

분을 구성하는 G-기계어 열들은 해당 C 언어의 문들로 번역된다.

번역결과인 C 프로그램의 구성은 (그림 13)과 같이 개략적으로 나타낼 수 있는데, 프로그램의 시작부분은 수퍼컴비네이터 정의에 해당하는 함수를 호출하기 위한 정의문들과 라이브러리 루틴을 포함하는 문으로 구성되며, 계속해서 G-기계어 프로그램의 첫 번째 부분에 대한 G-기계어 열이 main 함수의 루틴으로 구성되며, 그 다음부터 각 수퍼컴비네이터에 대한 함수들이 정의된다.

번역결과인 C 프로그램은 헤더화일 g_deflib.h에 정의된 라이브러리 루틴과 함께 C 컴파일러를 사용하여 실행 프로그램으로 번역한다. 라이브러리 루틴에는 전역변수로 스택 포인터 sp와 임시 포인터 변수 tmp의 정의, 메모리 관리 루틴, eval, print, add, sub 등의 내정컴비네이터에 대한 함수들을 포함하며 그 구성은 (그림 14)와 같다.

이 단계의 번역 예로서 (그림 12)의 G-기계어열은 (그림 15)와 같은 C 함수로 번역된다. 그림에서… 으로 기술된 부분은 앞부분에 비슷한 문들이 보이기 때문에 지면관계상 생략한 부분이다. 그림에서 볼 수 있듯이 각 수퍼컴비네이터 정의에 대한 함수는 시작부분에 스택을 재 정렬하는 문들로 시작하여 각각의 G-기계어에 대한 루틴이 C 문들로 기술된다.

```
#include<stdio.h>
#include<string.h>
#define—false 0/*태그 정의*/
#define—true 1
#define—add 0
#define—div 1
  …
/*내정컴비네이터에 대한 함수 정의 프로토타입*/
int add( ), div( ), mult( ), sub( ), and( ), not( ), or( ), ee( ),
    ge( ), gt( ), le( ),
lt( ), ne( ), cons( ), head( ), mm( ), pp( ), sharp( ), subs( ),
    tail( ), if—( ), k—2—1( ), k—2—2( );
/*내정컴비네이터 함수 호출를 위한 정의*/
int(*Comb[23])( ) = {add, div, mult, sub, and, not, or, ee, ge, gt,
    le, lt, ne, cons, head, mm, pp, sharp, subs, tail, if—, k—2—1,
    k—2—2} ;
/*셀 정의*/
typedef struct cell {
      unsigned char tag ;
      union {int ival ; char cval[8] ;} v ;
      struct cell *left ;
      struct cell *right ;
} Cell, *CellPtr ;
/*전역 변수 정의*/
Cell stack[stacksize] ;
Cell *tmp ;
int  itmp ;
/*메모리 관리 함수 정의*/
Cell *get—cell() {…}
Cell *make—a—cell(atom) char atom[8] ; {…}
Cell *make—i—cell(ival) int ival ; {…}
Cell *make—t—cell(tag) unsigned char tag ; {…}
…
/*수행시간 라이브러리 함수 정의*/
begin—of—session( ){…}
end—of—session( ){…}
runtime—error(string) char *string ; {…}
debug—routine( ){…}
…
/*내정 컴비네이터에 대한 함수 정의*/
built—in—comb—print( ){…}
print( ){…}
eval( ){…}
add( ){…}
…
K—2—2( ){…}
```

(그림 14) 라이브러리 루틴
(Fig. 14) Library routines

```
C—0() /*GLOBSTART C—0 2*/
{
        /*2(rearrange stack)*/
        stack[sp—0].right=stack[sp—1].right—>right ;
        stack[sp—1].right=stack[sp—2].right—>right ;

        /*ALLOC 2*/
        sp++ ;
        stack[sp].right=get—cell( ) ;
        sp++ ;
        stack[sp].right=get—cell( ) ;

        /*PUSH 2*/
        sp++ ;
        stack[sp].right=stack[sp—2—1].right ;

        /*PUSH 1*/…

        /*MKAP 1*/
        tmp=make—t—cell(—apply) ;
        tmp—>left=stack[sp].right ;
        tmp—>right=stack[sp—1].right ;
        stack[sp—1].right=tmp ;
        sp——;

        /*UPDATE 2*/
        stack[sp—2].right—>tag=stack[sp].right—>tag ;
        switch(stack[sp].right—>tag) {
            case—int :
            case—comb : stack[sp—2].right—>v.ival=stack[sp].
                        right—>v.ival ; break ;
            default : strcpy(stack[sp—2].right—>v.cval,
                      stack[sp].right—>v.cval) ;
        }
        if(stack[sp].right—>right)  stack[sp—2].right—>right=
        stack[sp].right—>right ;
        if  (stack[sp].right—>left)  stack[sp—2].right—>left=
        stack[sp].right—>left ;
        sp——;

        /*PUSH 3*/…

        /*PUSHGLOBAL ADD*/
        sp++ ;
        stack[sp].right=make—t—cell(—add) ;

        /*MKAP 1*/…

        /*UPDATE 1*/…

        /*PUSH 3*/…

        /*EVAL*/
        switch (stack[sp].right—>tag) {
```

```
case --apply : /*unwind*/
               while (1) {
                   sp--;
                   stack[sp].right=stack[sp-1].right
                   ->left;
                   if (stack[sp].right->tag !
                   =--apply) break;
               }
               switch (stack[sp].right->tag) {
                 case--int :
                 case--atom :
                 case--nilt :
                 case--colon : break;
                 case--comb : itmp=stack[sp].right
                              ->v.ival;
                              SuperComb[itmp] ( );
                              break;
               default : itmp=stack[sp].right->tag;
                         Comb[itmp] ( );
               }
               break
case--comb : /*COMB 0 C*/
             if(SuperArgs[stack[sp].right->v.ival]=
             = 0)
               SuperComb[stack[sp].right -> v.ival]
             ( );
             else { }/*COMB K C*/
             break;
case - int :
case--atom :
case--nilt :
case - colon :
default : /*built-in Comb*/
          break;
}
/*GET*/
if(stack[sp].right = =NULL)
  stack[sp].tag=--nilt;
else {
  if(stack[sp].right->tag= =--int)
    stack[sp].v.ival=stack[sp].right->v.ival;
  else strcpy(stack[sp].v.cval,stack[sp].right->v.
  cval);
  stack[sp].tag=stack[sp].right->tag;
  stack[sp].right=NULL;
}
/*PUSH 3*/
...
/*PUSH 3*/
...
/*EVAL*/
...
/*GET*/
...
/*ADD*/
stack[sp-1].v.ival=stack[sp].v.ival+stack[sp-1].v.
ival;
sp--;
/*UPDINT 5*/
...
/*POP 4*/
sp-=4;
/*RETURN*/
return;
}
```

(그림 15) C 0에 대한 G-기계어 루틴에 대한 C 함수
(Fig. 15) The C function for the G-code routine 'C_0

5. 실험 및 분석

번역기는 UNIX 환경에서 Lex, YACC와 C로 구현하였으며 전체 번역기 소스는 약 6,000여행이다. 번역기의 정확성을 검토하기 위해서 다수의 시험용 프로그램을 작성하여 각 단계의 번역결과와 실행결과를 분석하여 검토하였으며, 실험결과로서 부록 3의 시험프로그램의 수행속도를 정리하여 나타내면 〈표 2〉와 같다. 〈표 2〉에서 시험프로그램의 수행속도는 주기억이 64 Megabyte인 SUN SPARC 10에서 30번의 반복수행으로 얻은 결과의 평균이다. 시험프로그램 Ackermann은 잘 알려진 Ackermann 함수를 구현한 것으로 실인수로 (3, 3)을 적용한 것이고, Dacsum은 divide and conquer 방식으로 합을 구하는 프로그램으로 실인수로 (1, 10000)을 적용한 것이고, Fibonacci는 Fibonacci 수를 구하는 프로그램으로 실인수로 (0, 1, 20)을 적용한 것이고, Hanoi는 하노이의 탑 알고리즘을 구현한 것으로 실인수 (1, 2, 3, 10)을 적용한 것이고, Hosum은 고계함수를 사용한 프로그램의 예로 실인수 10000을 적용한 것이고, Tak은 재귀호출이 아주 많은 프로그램으로서 실인수로 (18, 10, 6)을 적용한 것이다.

〈표 2〉 예 프로그램의 수행속도
〈Table 2〉 Execution time for example programs

Test Program	Execution speed(secs)			
	Average	Maximum	Minimum	Variance
Ackermann	1.231	1.373	1.142	0.0047
Dacsum	2.939	3.363	2.680	0.0444
Fibonacci	0.008	0.008	0.007	0.0000
Hanoi	2.685	2.965	2.506	0.0217
Hosum	3.605	5.256	3.226	0.1798
Tak	5.493	5.962	5.222	0.0507

6. 결 론

함수언어의 수행속도를 개선하려면 함수프로그램의 수행을 기계어 수준으로 구현하여야 한다. 본 연구에서는 이를 위하여 지연어의를 갖는 원시함수언어를 정의하였고 그것의 번역기를 개발하였다. 번역기의 실행모형은 G-기계를 기반

으로 한 컴비네이터 그래프축소이며, 목적어는 C를 사용하였으며, 번역결과인 C 프로그램을 C 컴파일러로 번역하여 실행 프로그램을 얻었다. 번역기는 전체 4단계로 구성되며 UNIX 환경에서 C로 작성되었다. 번역기의 정확성 검토를 위해서 다수의 시험 프로그램을 작성하여 이들을 번역하여 각 단계별 번역결과와 실행결과를 분석하여 정확함을 보았다. 향후 연구과제로는 원시언어에 입출력 기능, 패턴매칭 등의 구문을 추가하는 것에 관한 연구, 스트릭트니스 분석(strictness analysis)[3] 등의 프로그램 정적 분석을 통하여 보다 효율적인 G-코드 번역기법에 대한 연구와 효율적인 메모리 관리 기법에 관한 연구 등이다.

참 고 문 헌

[1] P. Hudak, "Conception, evolution and application of functional programming languages", ACM Computing Survey, Vol. 21, No. 3, pp. 359-411, 1989.

[2] J. Backus, "Can programming be liberated from the von neumann style? A functional style and its algebra of programs", CACM, Vol. 21, No. 8, pp. 613-641, 1978.

[3] S. L. Peyton Jones, 'The implementation of the functional programming language', Prentice-Hall International, 1987.

[4] 윤영우, '요구구동형 병렬처리시스템의 설계 및 구현', 영남대학교 박사학위 논문, 1988.

[5] L. Augustsson, T. Johnsson, "The chalmers lazy-ML compiler", The computer journal, Vol. 32, No. 2, 1989.

[6] T. Johnsson, "Lambda lifting:transforming programs to recursive equations", Springer-Verlag LNCS 201, pp. 191-204, 1985.

[7] T. Johnsson, "Target code generation from G-machine code", Springer-Verlag LNCS 279, pp. 119-159, 1987.

[8] L. Augustsson, "A compiler for lazy ML", ACM LFP'84, pp. 218-227, 1984.

[9] D. A. Turner, "A new implementation techniques for the applicative language", Software-practice and experience, Vol. 9, pp. 31-49, 1979.

[10] R. J. M. Hughes, "Super-combinator:A new implementation method for applicative language", ACM LFP'82, pp. 253-264, 1982.

[11] J. Fairbairn, S. Wray, "TIM-a simple lazy abstract machine to execute supercombinators", Springer-Verlag LNCS 274, pp. 34-45, 1987.

[12] G. L. Burn, S. L. Peyton Jones, J. Robson, "The spineless G-machine", ACM LFP'88, pp. 244-258, 1988.

[13] G. Cousineau, P. L. Curien, M. Mauny, "The categorical Abstract Machine", Springer-Verlag LNCS 201, pp. 50-64, 1985.

[14] S. L. Peyton Jones, J. Salkild, "The spineless tagless G-machine", FPCA'89 Conference Proc., pp. 184-201, 1989.

[15] D. A. Turner, "Miranda:A nonstrict functional language with polymorphic types", Springer-Verlag LNCS 201, pp. 1-17, 1985.

[16] M. E. Lesk, "Lex-A lexical analyzer generator", Computing science techinical report #39, Bell Lab., 1975.

[17] S. C. Johnson, "Yacc-Yet Another CompilerCompiler", Computing science techinical report #39, Bell Lab., 1975.

[18] A. V. Aho, R. Sethi, J. D. Ullman, 'Compilers:Principles, Techniques, and Tools', Addison-wesley, 1986.

[19] 오세만, '컴파일러 입문', 정익사, 1988.

[20] A. Bloss, P. Hudak, Y. Young, "An optimizing compiler for a modern functional language", The computer journal, Vol. 31, No. 6, pp. 152-161, 1988.

[21] 최관덕, 문성헌, 윤영우, "함수언어 SubMiranda의 Serial Combinator 번역기 구현", 한국정보과학회 '90 가을 학술발표논문집,

pp. 321-324, 1990.

[22] 정성윤, 최관덕, 윤영우, 강병욱, "순차 컴비네이터를 기반으로하는 병렬 그래프 리덕션", 1991년도 대한전자공학회 추계종합학술대회 논문집, pp. 155-157, 1991.

Appendix 1. G-machine state transition rules

1) <O, BEGIN : C, S, G, D> ⇒ <O, C, [ ], [ ], [ ]>
2) <O, PRINT : C, n : S, G[n = INT i], D> ⇒ <O : i, C, S, G, D>
3) <O, PRINT : C, n : S, G[n=ATOM a], D> ⇒ <O : a, C, S, G, D>
4) <O, PRINT : C, n : S, G[n=CONS n_1 n_2], D> ⇒ <O, EVAL : PRINT : EVAL:PRINT : C, n_1 : n_2 : S, G, D>
5) <O, EVAL : C, v : S, G[v = AP v' n], D> ⇒ <O, UNWIND : [ ], v:[ ], G, (S, C) : D>
6) <O, EVAL : C, n : S, G[n=COMB 0 C'], D> ⇒ <O, C' : [ ], n : [ ], G, (S, C) : D>
7) <O, EVAL : C, n : S, G[n=INT i], D> ⇒ <O, C, n : S, G, D>
8) <O, EVAL : C, n : S, G[n=ATOM a], D> ⇒ <O, C, n : S, G, D>
9) <O, EVAL : C, n : S, G[n = CONS n_1 n_2], D> ⇒ <O, C, n : S, G, D>
10) <O, EVAL : C, n : S, G[n = COMB K C], D> ⇒ <O, C, n : S, G, D>
11) <O, UNWIND : [ ], n : [ ], G[n = INT i], (S,C) : D> ⇒ <O, C, n : S, G, D>
12) <O, UNWIND : [ ], n : [ ], G[n = ATOM a], (S, C) : D> ⇒ <O, C, n : S, G, D>
13) <O, UNWIND : [ ], n : [ ], G[n=CONS n_1 n_2], (S, C) : D> ⇒ <O, C, n : S, G, D>
14) <O, UNWIND:[ ], v : S, G[v = AP v' n], D> ⇒ <O, UNWIND : [ ], v' : v : S, G, D>
15) <O, UNWIND:[ ], v_0 : v_1:... : v_k : S, G[v_0 = COMB k C, v_i = AP v_{i-1} n_i, (1≤i≤k)], D> ⇒ <O, C, n_1:n_2:...:n_k:v_k:S, G, D>
16) <O, UNWIND:[ ], v_0:v_1:...:v_a : [ ], G[v_0 = COMB k C'], (S,C) : D> {a<k} ⇒ <O, v_a : S, G, C, D>
17) <O, RETURN : [ ], v_0:v_1:...:v_k:[ ], G, (S,C) : D> ⇒ <O, C, v_k : S, G, D>
18) <O, JUMP L:... LABEL L : C, S, G, D> ⇒ <O, C, S, G, D>
19) <O, JFALSE L : C, true : S, G, D> ⇒ <O, C, S, G, D>
20) <O, JFALSE L:... LABEL L : C, false : S, G, D> ⇒ <O, C, S, G, D>
21) <O, PUSH k : C, n_0 : n_1 : ... : n_k : S, G, D> ⇒ <O, C, n_k : n_0 : n_1:...: n_k : S, G, D>
22) <O, PUSHINT i : C, S, G, D> ⇒ <O, C, n : S, G[n = INT i], D>
23) <O, PUSHATOM a : C, S, G, D> ⇒ <O, C, n : S, G [n = ATOM a], D>
24) <O, PUSHGLOBAL f : C, S, G, D> ⇒ <O, C, n : S, G[n = COMB f], D>
25) <O, PUSHBASIC i : C, S, G, D> ⇒ <O, C, i : S, G, D>
26) <O, PUSHBATOM a : C, S, G, D> ⇒ <O, C, a : S, G, D>
27) <O, POP k : C, n_1:n_2:...: n_k : S, G, D> ⇒ <O, C, S, G, D>
28) <O, UPDATE k : C, n_0 : n_1:...: n_k : S, G, D> ⇒ <O, C, n_1:...: n_k : S, G[n_k=G n_0], D>
29) <O, UPDINT k : C, i : n_1:...: n_k : S, G, D> ⇒ <O, C, n_1:...: n_k : S, G[n_k=INT i], D>
30) <O, UPDATOM k : C, a : n_1:...: n_k : S, G, D> ⇒ <O, C, n_1:...: n_k : S, G[n_k=ATOM a], D>
31) <O, ALLOC k : C, S, G, D> ⇒ <O, C, n_1 : n_2:...: n_k : S, G[n_1 = HOLE, ···, n_k = HOLE], D>
32) <O, HEAD : C, n : S, G[n = CONS n_1 n_2], D> ⇒ <O, C, n_1 : S, G, D>
33) <O, TAIL : C, n : S, G[n = CONS n_1 n_2], D> ⇒ <O, C, n_2 : S, G, D>
34) <O, NOT : C, i : S, G, D> ⇒ <O, C, (!i) : S, G, D>
35) <O, ADD : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1 + i_2) : S, G, D>
36) <O, SUB : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1−i_2) : S, G, D>
37) <O, MULT : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1*i_2) : S, G, D>
38) <O, DIV : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1/i_2) : S, G, D>
39) <O, EE : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1==i_2) : S, G, D>
40) <O, NE : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1!=i_2) : S, G, D>
41) <O, GT : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1>i_2) : S, G, D>
42) <O, GE : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1>=i_2) : S, G, D>
43) <O, LT : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1<i_2) : S, G, D>
44) <O, LE : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1<=i_2) : S, G, D>
45) <O, OR : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1 | | i_2) : S, G, D>
46) <O, AND : C, i_1 : i_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, (i_1& &i_2) : S, G, D>
47) <O, MKAP : C, n_1 : n_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, n : S, G [n = AP n_2 n_2], D>
48) <O, MKAP K : C, n_0 : n_1:...: n_k : S, G, D> ⇒ <O, C, v_0 : v_1:...: v_k : S, G[v_0 = AP n_1~n_2, v_i = AP v_{i-1} n_{i-1}, (1≤i≤k)], D>
49) <O, MKINT : C, i : S, G, D> ⇒ <O, C, n : S, G[n = INT i], D>
50) <O, CONS : C, n_1 : n_2 : S, G, D> ⇒ <O, C, n : S, C[n =CONS n_1 n_2], D>
51) <O, GET : C, n : S, G[n = INT i], D> ⇒ <O, C, i : S, G, D>
52) <O, GET : C, n : S, G[n = ATOM a], D> ⇒ <O, C, a : S, G, D>

Appendix 2. G-machine compilation rules

In the following rules, ρ is a function which takes an identifier and returns a number giving the offset of the corrensponding argument from the base of current context and d is the depth of the current context minus one. f denotes program-drived or built-in supercombinator, x denotes formal parameter or local variables, and E denotes a curried expression.

F[SCDef] generates code for a supercombinator definition SCDef.

F[f x1 x2··· xn = E] = GLOBSTART f n; R[E] [x1=n, x2=n−1, ..., xn=1] n

---

R[E] ρ d generates code to applay a supercombinator to its d arguments.

R[i] ρ d=B[i] ρ d ; UPDINT (d+1) ; POP d ; RETURN
R[a] ρ d = B[a] ρ d ; UPDATOM (d+1) ; POP d ; R-ETURN

R[f] ρ d = E[f] ρ d ; UPDATE (d+1) ; POP d ; UNWIND
R[x] ρ d = E[x] ρ d ; UPDATE (d+1) ; POP d ; UNWIND
R[HEAD E] ρ d = E[HEAD E] ρ d ; UPDATE
(d+1) ; POP d ; RETURN
R[TAIL E] ρ d = E[TAIL E] ρ d ; UPDATE (d+1) ; POP
d ; RETURN
R[~E] ρ d = B[~ E] ρ d ; UPDINT (d+1) ; POP
d ; RETURN
R[+ E_1 E_2] ρ d = B[+ E_1 E_2] ρ d ; UPDINT
(d+1) ; POP d ; RETURN
similary for −, *, /, and, or,
==, !=, >, <, >= and <=.
R[CONS E_1 E_2] ρ d = E[CONS E_1 E_2] ρ d ; UPDATE
(d+1) ; POP d ; RETURN
R[IF Ec Et Ef] ρ d = B[Ec] ρ d ; JFALSE L ; R[Et] ρ d ;
RETURN ; LABEL L ; R[Ef] ρ d
R[E_1 E_2] ρ d = RS[E_1 E_2] ρ d 0 ;
R[letrec D in E] ρ d = C[D] ρ′ d′ ; R[E] ρ′ d′ :
where (ρ′, d′) = X[D] ρ d

RS[E] ρ d n completes a supercombinator reduction, in which the top n ribs of the body have already been put on the stack. RS constructs instances of the ribs of E, putting them on the stack, and then completes the reduction in the same way as R.
RS[f] ρ d n = PUSHGLOBAL f ; MKAP n ; UPDATE
(d−n+1) ; POP (d−n) ; UNWIND
RS[x] ρ d n = PUSH (d−ρ x) ; MKAP n ; UPDATE
(d−n+1) ; POP (d−n) ; UNWIND
RS[HEAD E] ρ d n = E[E] ρ d ; MKAP n ; UPDATE
(d−n+1) ; POP (d−n) ; UNWIND
RS[TAIL E] ρ d n = E[E] ρ d ; MKAP n ; UPDATE
(d−n+1) ; POP (d−n) ; UNWIND
RS[IF Ec Et Ef] ρ d n = B[Ec] ρ d ; JFALSE L1 ; RS[Et] ρ
d n ; JUMP L2 ; LABEL L1 ; RS[Ef] ρ d n ; LABEL L2
RS[IF E] ρ d n = B[E] ρ d ; JFALSE L1 ; PUSHGLOBAL
K-2-1 ; UPDATE (d+1) ; POP d ; UNWIND ; JUMP
L2 ; LABEL L1 ;
PUSHGLOBAL K-2-2 ; UPDATE (d+1) ; POP d ;
UNWIND ; LABEL L2
RS[E_1 E_2] ρ d n = C[E_2] ρ d ; RS[E_1] ρ (d+1) (n−1)

E[E] ρ d evaluates E, leaving the result on top of the stack.
E[i] ρ d = PUSHINT i
E[a] ρ d = PUSHATOM a
E[f] ρ d = PUSHGLOBAL f ; EVAL
E[x] ρ d = PUSH(d−ρ x) ; EVAL
E[HEAD E] ρ d = E[E] ρ d ; HEAD ; EVAL
E[TAIL E] ρ d = E[E] ρ d ; TAIL ; EVAL
E[~E] ρ d = B[~E] ρ d ; MKINT
E[+ E_1 E_2] ρ d = B[+ E_1 E_2] ρ d ; MKINT
similary for −, *, /, and, or, ==, !=, >,
<, >= and <=.
E[CONS E_1 E_2] ρ d = C[E_2] ρ d ; C[E_1] ρ (d+1) ; CONS
E[IF Ec Et Ef] ρ d = B[Ec] ρ d ; JFALSE L1 ; E[Et] ρ d ;
JUMP L2 ; LABEL L1 ; E[Ef] ρ d ; LABEL L2
E[E_1 E_2] ρ d = ES[E_1 E_2] ρ d 0

ES[E] ρ d n completes the evaluation of an expression, the top n ribs of which have already been put on the stack. ES constructs instances of the ribs of E, putting them on the stack and then completes the evaluation in the same ways as E.
ES[f] ρ d n = PUSHGLOBAL f ; MKAP n ; EVAL
ES[x] ρ d n = PUSH (d − ρ x) ; MKAP n ; EVAL
ES[HEAD E] ρ d n = E[E] ρ d ; HEAD ; MKAP n ; EVALES
[TAIL E] ρ d n = E[E] ρ d ; TAIL ; MKAP n ; EVALES
[IF E_c E_t E_f] ρ d n = B[Ec] ρ d ; JFALSE L1 ; ES[Et] ρ
d n ; JUMP L2 ; LABEL L1 ; ES[E_f] ρ d n ; LABEL L2
ES[IF E] ρ d n = B[E] ρ d ; JFALSE L1 ; PUSHGLOBAL
K-2-1 ; UPDATE (d−1) ; POP d ; UNWIND ; JUMP
L2 ; LABEL L1 ; PUSHGLOBAL K−2−2 ; UPDATE
(d+1) ; POP d ; UNWIND ; LABEL L2
ES[E_1 E_2] ρ d n = C[E_2] ρ d ; ES[E_1] ρ (d−1) (n+1)

B[E] ρ d evaluates E, leaving the result on top of the stack as a naked basic value.
B[i] ρ d = PUSHBASIC i
B[a] ρ d = PUSHBTOM a
B[~ E] ρ d = B[E] ρ d; NOT
B[+ E_1 E_2] ρ d = B[E_2] ρ d ; B[E_1] ρ (d+1) ; ADD
similary for −, *, /, and, or, ==, !=, >,
<, >= and <=.
B[IF E_c E_t E_f] ρ d = B[Ec] ρ d ; JFALSE L1 ; B[Et] ρ
d ; JUMP L2 ;
LABEL L1 ; B[E_f] ρ d ; LABEL L2
B[E] ρ d = E[E] ρ d ; GET

C[E] ρ d constructs the graph for an instance of E in a context given by ρ and d. It leaves a pointer to the graph on top of the stack.
C[i] ρ d = PUSHINT i
C[a] ρ d = PUSHATOM a
C[f] ρ d = PUSHGLOBAL f
C[x] ρ d = PUSH (d − ρ x)
C[E_1 E_2] ρ d = C[E_2] ρ d ; C[E_1] ρ (d+1) ; MKAP

C[D] ρ d takes mutually recursive set of definitions D, constructs an instance of each body, and leaves the pointers to the instances on top of the stack.
C[x_1=E_1 ... x_n=E_n] ρ d = ALLOC n ; C[E_1] ρ d ; UPDATE
n ; ... C[E_n] ρ d ; UPDATE 1 ;

X[D] ρ d returns a pair (ρ′, d′) which gives the context augmented by the definitions D.
X[x1=E ... x_n=E_n] ρ d = (ρ[x1=d+1 ... x_n=d+n], d+n)

Appendix 3. Test programs

1) Ackermann
```
{ackermann m n = n+1, m==0
               = ackermann (m−1 1), n==0
               = ackermann (m−1 ackermann (m n−1))
} ackermann (3 3)
```
2) Dacsum
```
{sum low high = low, high==low
              = low+high, high==low+1
              = sum(low mid) + sum(mid+1 high)
                where { mid=(high+low)/2 }
} sum (1 10000)
```
3) Fibonacci
```
{fib x y n = y, n==0
           = fib (y x+y n−1)
} fib (0 1 20)
```
4) Hanoi
```
{hanoi f s t n = move (f s), n==1
               = append (hanoi(f t s n−1)
                 move(f s) : hanoi(t s f n−1))
                 where{
                 append (a:x) y = a:y, x==null
                                = a : append(x y)
                 move x y = (10*x)+ y
                 }
} hanoi (1 2 3 10)
```
5) Hosum
```
{sumInts m = sum(map(addone count(1)))
           where
           {
```

```
count n = null, n>m
        = n:count(n+1)
map f (l:ls)=null, l==null
             = f(l):map(f ls)
               addone x = x+1
               }
sum (l:ls) = 0, l==null
           = l, ls==null
           = l + sum(ls)
} sumInts (10000)
6) Tak
{tak x y z = z, ~(y < x)
           = tak (tak(x-1 y z)
                  tak(y-1 z x)
                  tak(z-1 x y))
} tak (18 10 6)
```


이 종 희

1978년 경북대학교 공과대학 전자계산기공학과(공학사)
1981년 영남대학교 대학원 전자공학과 계산기전공(공학석사)
1990년 영남대학교 대학원 전자공학과 계산기전공(박사과정 수료)
1978년 ~79년 (주)한국정보시스템
1984년~현재 영남전문대학 전자계산기과 교수
관심 분야:함수언어, 병렬 처리

최 관 덕

1989년 영남대학교 공과대학 전산공학과(공학사)
1991년 영남대학교 대학원 전산공학과 전산기구조전공(공학석사)
1995년 영남대학교 대학원 전산공학과 컴퓨터시스템전공(박사과정 수료)
관심분야:함수언어, 병렬처리

윤 영 우

1972년 영남대학교 공과대학 전자공학과(공학사)
1984년 영남대학교 대학원 전자공학과(공학석사)
1988년 영남대학교 대학원 전자공학과(공학박사)
1988년~현재 영남대학교 공과대학 전산공학과 부교수
관심분야:컴퓨터 구조, 프로그래밍 언어, 병렬처리

강 병 욱

1970년 영남대학교 공과대학 전자공학과(공학사)
1977년 영남대학교 대학원 전자공학과(공학석사)
1994년 경북대학교 대학원 전자공학과(공학박사)
1979년~현재 영남대학교 공과대학 전산공학과 교수
관심분야:소프트웨어 공학, 프로그래밍 언어

C++를 위한 대화식 다중 뷰 시각 프로그래밍 환경

류 천 열† 정 근 호†† 유 재 우††† 송 후 봉†††

요 약

본 논문은 다중 뷰를 이용한 대화식 시각 프로그래밍 환경에 관한 연구로서, C++ 언어 프로그래밍을 위한 클래스의 시각화와 호출되는 멤버 함수의 흐름을 시각화하는 뷰들을 제공한다. 본 연구는 클래스에 대한 새로운 시각 기호를 정의하고, 시각 기호를 이용한 다양한 뷰의 대화식 시각 프로그래밍 환경을 구성 하였다. 대화식 다중 뷰 시각 프로그래밍 환경은 객체지향 언어에서 클래스의 표현과 객체간의 실행 관계를 시각적으로 표현하므로써 객체지향 프로그램의 전체 구조에 대한 파악이 용이하여 프로그램의 개발이 손쉬워지고, 초보자를 위한 교육과 훈련에도 유용하게 사용될 수 있다.

An Interactive Multi-View Visual Programming Environment for C++

Chun Yeol Ryou† Geunho Jeong†† Chae Woo Yoo††† Hoo Bong Song†††

ABSTRACT

This paper describes the intractive visual programming environment using multi-view which shows the tools of visualization for class and the visualizations for called member-function flow in C++ language. This research defines new visual symbols for class and constructs interactive visual programming environment of various views by using visual symbols. Our proposed interactive multi-view visual programming environment can represent visualization for representation of class and execution relationships between objects in the object-oriented language, which is easy to understand the structure of object-oriented program, therefore our proposed interactive visual programming environment enables easy program development, and can use of education and trainning for beginner in useful.

1. 서 론

반세기 전에 컴퓨터가 처음으로 만들어진 후, 컴퓨터 기반 기술의 발전으로 컴퓨터의 성능이 급속히 향상되고, 사회 모든 분야에 컴퓨터의 사용이 다양해짐에 따라 프로그래밍 영역이 점점 확대되고 복잡해져서 프로그램 개발자의 프로그래밍 작업을 효율적으로 지원할 수 있는 개발 환경과 사용자 인터페이스(interface) 까지도 고려하게 되었다. 이로 인하여 프로그래밍 개발 환경이 문자 기반 환경에서 그래픽 기반 환경으로 옮겨 가게 되었다[1, 2].

이러한 프로그래밍 환경들로는 Cornell 대학의 CPS(Cornell Program Synthesizer), Carnegie-mellon 대학의 IPE(Incremental Programming Environment), Brown 대학의 PECAN 그리고 Xerox PARC의 Interlisp 등이 있다[18].

그러나, 이로 이해 사용자들은 더욱 더 많은 프로그래밍 작업을 편리한 개발 환경에서 수행할 수 있게 되었지만, 이 프로그래밍 환경을 지원해야 하는 프로그램 개발자들은 커져만 가는 컴퓨터와 실제 세계와의 의미적 단절(semantic gap)을 줄이는 작업을 계속해 왔다. 이로 인한 부담

† 정 회 원 : 유한전문대학 전자계산학과 부교수
†† 정 회 원 : 숭실대학교 대학원
††† 정 회 원 : 숭실대학교 컴퓨터학부 교수
논문접수 : 1995년 4월 13일, 심사완료 : 1995년 10월 20일

은 기존의 방법으로는 감당하기 힘들게 되어, 이를 해결하기 위한 새로운 방법이 강구 되었는데 이것이 객체지향 방법론과 프로그래밍 개발 환경의 개선이다.

객체지향 방법론은 문제와 그 해결 방법을 인간의 실제 생활 환경에 접근한 방법론으로 처리하는 데이타와 그 데이타 처리에 이용하는 메소드(method)들을 하나의 모듈인 객체에 통합시킨 개념이다. 이는 추상화(abstraction), 정보 은폐(information hiding), 모듈화(modulation) 등의 소프트웨어 공학적인 개념을 지원하며, 소프트웨어의 재사용성을 높여준다[4].

프로그래밍 개발 환경의 개선은 대화식 시각 프로그래밍 환경을 생각할 수 있다. 기존의 프로그래밍 개발 환경은 프로그램의 작성, 컴파일, 링크, 실행, 디버깅 작업을 반복적으로 처리하는 일괄 처리 방식으로 프로그래밍 하였으나, 이는 문법적으로 완전한 프로그램에만 적용할 수 있는 방식으로, 문법적으로 불완전한 프로그램의 일부분이나 프로그램의 수정 부분 그 자체는 처리할 수 없어서 재사용할 수 없었으나, 대화식 프로그래밍 환경은 완전하지 않은 프로그램의 일부분도 그 즉시 구문 분석이나 의미 분석을 처리할 수 있어 프로그래밍이 쉬워지고 재사용할 수 있다.

또한 사용자와 컴퓨터의 대화를 손쉽게 하기 위해서 그래픽 사용자 인터페이스(GUI : Graphic User Interface) 개념을 도입하여 입력된 원시 코드를 사용자가 보기 좋고 이해하기 쉬운 형태로 출력하는 프로그램 시각화(visualization of program)를 이용할 뿐만 아니라 시각 프로그래밍(visual programming)은 이해하기 쉬운 시각 기호를 사용하여 프로그램을 작성하고, 이를 원시 코드로 출력하는 개념으로 시각 기호를 이용한 직관적이고 능률적인 프로그래밍이 가능해진다[5]. 객체지향 방법론의 채용은 재사용성과 확장성 등의 장점을 제공하고, 시각 프로그램은 개발 대상에 대한 높은 인지도와 이해도를 제공하고, 특히 객체지향 방법론에서 중심이 되는 클래스와 객체는 기존의 구조적 프로그램에서의 프로그램 구성 요소에 비해 독립성이 강한 특성을 갖기 때문에 시각 프로그래밍에 적합한 대상이다. 객체지향 방법론과 시각 프로그래밍의 장점을 동시에 얻기 위해 이들의 결합이 필요하다.

논문의 구성은 2장에서 객체지향 시각 프로그래밍 환경의 기본 개념들에 대하여 자세히 언급하고, 3장에서는 설계된 C++ 프로그래밍 개발 환경에 대하여 기술한다. 그리고 4장은 시스템 구현후의 실제 예제에 대한 실행 결과를 제시한다.

2. 객체지향 시각 프로그래밍

2.1 프로그램의 시각화와 시각 프로그래밍

프로그램의 시각화는 원시 코드의 시각화를 제일 먼저 생각해 볼 수 있다. 원시 코드의 시각화로는 1986년에 Baecker와 Marcus에의해 C 언어를 위한 SEE 시각 컴파일러가 개발 되었다[6].

이 시스템에서는 다양한 글꼴과 기법을 사용하여 프로그램의 원시 코드에 대한 가독성을 높여, 단순 문자열의 원시 코드보다는 적절한 시각화로 프로그램의 이해도가 크게 향상 되었다.

또한, 오래 전부터 프로그램을 설계할 때에 프로그램의 정적인 흐름을 표현하는데 순서도(flow chart)와 NSD(Nassi-Schneiderman Diagram)을 이용하여 프로그램의 시각화를 시도해 왔다. 이와 같은 노력으로 프로그래밍 개발 환경이 프로그램 작성자의 손에 의해 종이 위로 옮겨졌으며, 그래픽 출력 장치의 보급으로 그림을 이용한 시각화가 가능해졌다. 그림을 이용한 시각화 시스템으로는 1986년 Levien에 의해 개발된 Lisp을 위한 시각 문법 편집기(visual syntax editor)와 Clark과 Robinson에 의해 NSD를 기반으로 프로그램의 제어 흐름 구조를 시각화한 파스칼을 위한 그래픽 상호작용 프로그램 모니터가 있다. 그림을 이용한 시각화 시스템은 기존의 프로그래밍 언어로 작성된 프로그램을 잘 이해할 수 있는 장점을 가지고 있어서 프로그래밍 시간과 공간 그리고 비용을 효율적으로 사용할 수 있었으나, 프로그램의 어느 한부분만을 강조한 것이고 그 외 부분들은 약화되어 보일 수 있었다.

그래서 프로그램의 여러 부분을 다 같이 시각화하는 다중 뷰를 고려하게 되었다. PECAN은 Brown 대학에서 대수적인 프로그래밍 언어를 위해 설계 개발된 대표적인 다중 뷰 시스템으로,

프로그램의 정보를 내부적으로 추상 구문 트리로 표현하고, 이 추상 구문 트리를 공유하여 외부적으로 프로그램이나 의미에 일치하는 수식 트리, 동적으로 변화하는 프로그램의 흐름을 나타내는 순서도 등의 다중 뷰를 제공하여 단일 뷰에서의 단점을 극복하게 되었다.

2.2 객체지향과 GUI

객체지향에서 가장 기본적인 개념들은 클래스(class), 메세지(message), 상속성(inheritance) 등이다. 이 개념들은 객체(object)를 기반으로 하고 있다.

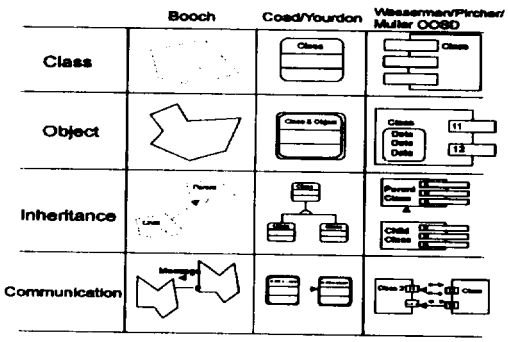
객체지향 개념은 실세계의 기능을 보다 이해하기 쉽고 간단하게 표현하는 것이 가능하도록 해준다. 그리고 이러한 객체지향 개념을 가진 프로그래밍 환경에서 사용자 인터페이스, 특히 GUI 개념을 강조함으로써 프로그래머들은 단순하면서도 훨씬 효율적인 프로그래밍 환경을 제공받게 된다. GUI를 제공하는 방법은 시스템에 따라 다를수 있는데, 보통은 아이콘, 버튼, 대화상자 등과 같은 그래픽 요소들을 사용한다[5].

프로그래머는 객체지향 프로그래밍의 모듈성, 재사용성, 확장성과 같은 특성을 모두 이용할 수 있다. 그러므로 객체지향적인 환경에서의 모든 GUI의 개발 영역은 객체 중심적이고 객체의 기본 개념 특성을 거의 유사하게 또는 실질적으로 제공한다.

따라서 객체지향의 사용자 인터페이스 개발 도구에는 무엇보다 객체의 시각적인 표현이 중요하다. 객체는 캡슐화, 추상화, 다형성, 상속성의 특성이 있으므로 객체에 대한 시각적인 표현에서는 객체의 특성이 잘 묘사되어야 개발자의 이해를 도울 수 있다.

2.3 객체지향 요소의 시각 기호

C++ 언어에서는 클래스에 대한 정의가 가장 기본적이고 중요한 요소이다. 클래스는 데이타 멤버 필드와 메소드의 멤버 함수로 구성 된다. 개발자 관점에서 클래스의 모든 멤버요소와 상속에 대한 상세한 정보가 제공되어야 한다. 즉, 멤버 필드와 멤버 함수의 내용과 접근 제어(access control)에 대한 구분, 클래스들간의 상속관계와



(그림 1) 일반적인 객체지향 시각 기호
(Fig. 1) General Object-Oriented Visual Symbol

그에 따른 클래스 처리영역에 대한 정보, 그리고 클래스간의 메세지를 이용한 통신과 같은 정보의 표현을 위한 시각적인 기호 정의가 필요하다[7, 10, 12, 13, 16, 17].

객체지향 요소를 정의한 기호 표기법은 여러가지 시각적인 방식으로 정의되어 왔으나 표준적인 정의는 아직 확실히 정의되지 않았다. 본 절에서는 Booch, Coad/Yourdon, Wasserman/Pircher/Muller에 의해 정의된 기호를 (그림 1)과 같이 살펴본다[4, 12, 16, 17].

Booch의 기호는 클래스의 추상성을 강조하여 비정형화된 구름 형태를 하고 있는 점과 클래스 내의 데이타를 객체가 아닌 클래스 간의 연관관계를 표기하는 점이 특징이다. Coad/Yourdon의 기호는 둥근 모서리의 사각형으로 클래스를 표시하며 이를 다시 데이타와 함수부분으로 구별하여 캡슐화를 나타낸다. OOSD(Object-Oriented Structured Design)는 구조적 설계의 구조도와 Booch의 기호, 클래스의 상속성을 기반으로 작성된 기호이다. 여기서 Booch의 기호는 복잡한 형태를 가지고 있으며 Coad/Yourdon의 기호가 간단한 형태이다.

3. 대화식 다중 뷰 시각 프로그래밍 환경의 설계

본 절에서는 객체지향 시각 기호를 정의하고, 이를 이용하여 C++ 언어를 대상으로 한 프로그램 개발 환경을 설계하고 구현한 사항을 기술한다. 이 시스템은 C++ 언어의 특성을 시각적

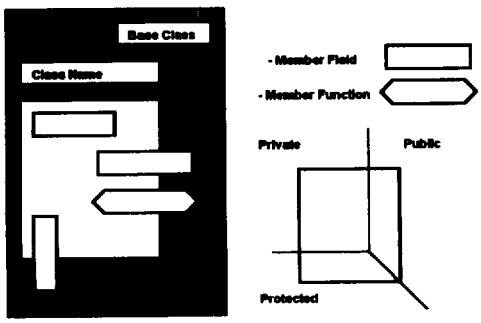
으로 표현하는 부라우저(browser)를 중심으로 구현 되었으며 확장성을 고려하여 설계하고 구현 하였다.

3.1. 객체지향 시각 기호

3.1.1 클래스의 시각 기호

C++ 소프트웨어 개발 환경에서 시각 기호 설계시 클래스에 대한 충분한 양의 상세하고 명료한 시각 정보의 표현이 가능해야 한다. 클래스에 포함되는 정보 즉, 멤버 함수와 멤버 필드의 정보 및 private, public, protected의 접근 제어와 클래스간의 상속 관계를 함축적인 방법으로 표현하여야 한다[12].

본 시스템에서는 Wasserman/Pircher/Muller의 OOSD의 기호와 유사한 Raimund K. Ege [12]의 클래스 시각 기호를 선택 하였으며, 이는 (그림 2)와 같은 기호로 정의된다.



(그림 2) Raimund K. Ege의 클래스 다이어그램
(Fig. 2) Class Diagram of the Raimund K. Ege

Raimund 시각 기호에서 클래스는 큰 시각형으로 표현하고, 클래스의 구성 요소로서 멤버 필드는 직사각형, 멤버 함수는 장방형의 육각형으로 표현하여 클래스의 큰 시각형 안에서 표현된다.

이로서 클래스 내부에 있는 멤버 필드와 멤버 함수는 캡슐화되어 표현 되므로서 클래스 외부로부터 은폐된다. 클래스의 멤버들에 대한 접근 제어는 세 부분으로 분류 하는데, private 멤버는 클래스 사각형 내부의 좌측 상단에 가로로 열거하고, public 멤버들은 우측에 클래스 사각형의 내부와 외부의 중간에 가로로 표현된다. protected 멤버는 클래스 사각형의 하단에 사각형의 내부와 외부의 중간에 세로로 표현한다. 또한 클래스간의 상속 관계를 표현하기 위해 큰 사각형의 클래스 기호의 우측 상단에 베이스 클래스와 상속 관계를 나타낸다.

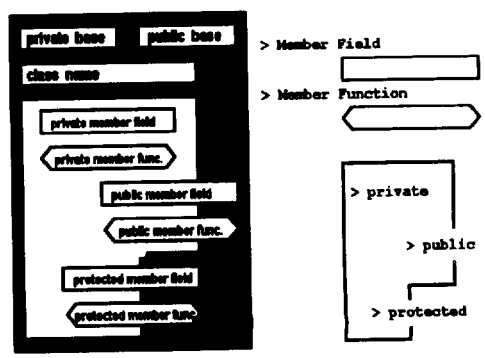
그러나, Raimund의 클래스 시각 기호를 이용하여 클래스간의 상속성을 그래프로 세로 방향으로 표현할 때[1] protected 멤버의 이름이 세로 방향에 나타나고 상속관계 표현시 모호성이 발생될 수 있어 (그림 3)과 같이 수정, 설계하여 제시한다.

수정, 설계된 클래스 다어어그램은 클래스 이름을 중심으로 상단에는 베이스 클래스가, 하단에는 클래스의 구조가 나타난다. Raimund의 클래스 다이어그램에서는 기본적으로 좌측 상단을 내부로, 우측과 하단을 외부로 보고 클래스의 접근 제어를 표시 하였으나, 시각적인 인지도와 구현시의 문제때문에 이를 수정하여, 베이스 클래스의 경우는 좌측을 내부로, 우측을 외부로 간주하고 좌측에 오는 베이스 클래스는 private 처리로, 우측의 경우는 public을 나타내는 것으로 정의한다.

또한 클래스 몸체 내부에 나타나는 멤버는 private으로, 외부와 접하는 멤버는 public으로 하고, 클래스 몸체 하단에 요철을 가함으로서 제한적으로 외부와 접하는 멤버를 protected로 정의한다.

3.1.2 메세지 전달에 따른 시각 기호

객체지향에서의 연산은 객체간의 메세지 전달



(그림 3) 수정, 설계된 클래스 다이어그램
(Fig. 3) Modified and Designed Class Diagram

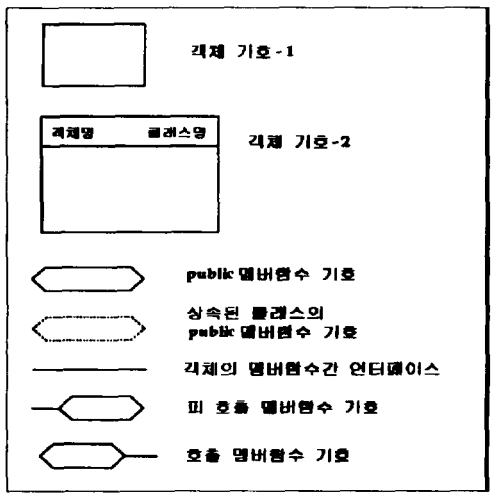
에 의해 이루어진다. 일반적으로 객체지향 프로그램에서 수동 객체는 어떤 요구에 의해 처리되고 그 처리 결과를 되돌려 준다.

C++에서 클래스는 멤버 필드와 멤버 함수로 구성되고, 멤버 함수의 실행으로 클래스의 멤버 필드에 값이 변경된다. 또한 다른 클래스의 멤버 필드의 처리가 필요하다면 해당 클래스에 메세지를 전달하여 필요한 처리를 수행한다. C++에서의 객체 실행은 먼저 클래스 문법에 의해 객체지향적인 기본 처리 단위를 정의하고, main 모듈의 시작으로 실제적인 실행을 시작한다. 정의된 클래스 데이타 타입은 새로운 객체 이름으로 재 선언되고 객체의 생성이나 메세지 호출로 인해 멤버 함수를 실행한다.

호출 함수에 대한 처리에 대하여 절차적 프로그래밍 언어는 정적 바인딩(static binding)으로 컴파일시 호출 함수에 따른 실행 코드가 생성되는 반면에 객체지향적 언어는 실행시 코드 생성되는 동적 바인딩(dynamic binding) 처리를 한다. 그러나 C++언어는 강력한 타입 기반의 프로그래밍 언어이므로 클래스 타입에 함수 처리시 정적 바인딩, 동적 바인딩의 차이가 없다.

객체간의 실행에 발생하는 메세지의 구성은 다음과 같다[9].

Instance1.MethodA(ParameterX)



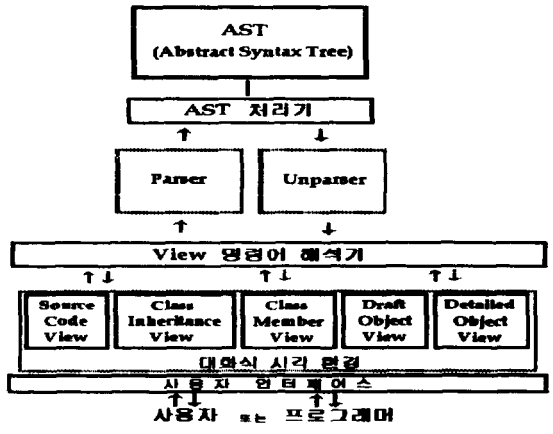
(그림 4) 메세지 전달 시각 기호
(Fig. 4) Visual Symbol for Message Passing

Instance1은 메세지를 전달받는 객체명으로 클래스의 재 선언형이고, MethodA는 호출하기 위한 메소드명으로 이것은 클래스의 public 멤버 함수명이 된다. 그리고 ParameterX는 MethodA에 전달되는 변수들이다. 이러한 메세지의 전달은 결국에는 객체간의 public 멤버 함수가 호출하는 것이다. 메세지의 전달로 객체간의 실행 제어를 시각 기호로 표현할 때 클래스의 시각적인 표현과의 일관성을 유지해야 하고, 객체간의 상속성 관계에 대한 추적도 이루어져야 한다. 시각적인 다이어그램은 실행하려는 객체를 하나의 정보 단위로 하여 호출 관계에 나타내는 메세지의 구성 요소인 객체명, 멤버 함수명 그리고 호출 관계를 시각적인 기호로 표현하여 (그림 4)와 같이 정의한다.

3.2. 대화식 다중 뷰 시각 프로그래밍 환경 시스템의 구성

본 논문의 시스템은 (그림 5)와 같이 정의하였다. 다중 뷰를 이용한 시각적이고 대화식 C++ 개발 환경에서는 프로그램에 대한 내부 자료 구조를 추상 구문 트리로 구성하였다.

시스템 구성은 사용자 인터페이스와의 접속으로 여러가지 그래픽 뷰들이 지원되는 대화식 시각 환경(interactive visual environment), 뷰에서의 명령어를 해석, 처리하여 파싱할 수 있게 하는 뷰 명령어 해석기(view command inter-



(그림 5) 대화식 다중 뷰 시각 프로그래밍 환경
(Fig. 5) Interactive Multi-View Visual Programming Environment

preter), 입력되는 프로그램의 파싱을 위한 점진적 파서와 역파서(unparser), 그리고 파싱 결과를 트리로 관리하는 추상 구문 트리 처리기로 구성된다.

3.2.1 대화식 시각 환경(Interactive Visual Enivironment)

대화식 시각 환경은 여러가지 뷰들로 구성되는데 본 시스템은 원시 코드 뷰, 클래스 뷰, 메세지 전달 뷰로 분류한다. 이 시각 환경은 기본적으로 시스템과 사용자 인터페이스가 접속되는 개발자의 직접적인 부분이다. 클래스 뷰에는 클래스의 이름과 상속성을 그래프로 시각화하고 개발자에 의해 직접 수정 가능한 클래스 상속뷰, 클래스의 상속성과 클래스내의 멤버 구성을 상세히 시각화하여 시각 프로그래밍할 수 있는 클래스 멤버 뷰로 구성한다.

메세지 전달 뷰는 정의된 객체에 의한 메세지 전달 상황을 표현하는 것으로 public 멤버 함수에 의한 객체간의 호출을 전체적으로 시각화하여 표현한 개요 객체 뷰, 객체의 멤버 함수 구성과 상속성을 고려하여 자세하게 표현하여 메세지 전달에 의한 객체간의 통신을 시각적으로 프로그래밍 가능한 상세 객체 뷰로 이루어져 있다.

이 환경에서는 시각 프로그래밍 작업을 위해 마우스 처리 명령어를 이용 한다.

3.2.2 뷰 명령어 해석기(View Command Interpreter)

뷰에서 사용되는 명령어를 해석하는 부분으로 텍스트 편집 명령, 클래스 상속 처리 명령 그리고 그에 따른 클래스 멤버 편집 명령, 객체간의 메세지 전달 처리 명령, 화면 처리 명령과 화일 처리 명령으로 구분할 수 있으며 명령어의 종류는 다음과 같다.

텍스트 편집 명령
  Left, Right, Up, Down, Insert, Delete, Backspace

클래스 상속 처리 명령
  Class Create, Class Remove, Base Class Create, Base Class Remove

클래스 멤버 편집 명령
  Member Field Create, Member Field Remove, Member Function Create & Remove

객체간의 메세지 전달 처리 명령
  Add Call, Delete Call

화면 처리 명령
  Page-up, Page-down, Beginning of File, End of File, Top, Bottom

화일 처리 명령
  New, Read, Write, Open, Append

3.2.3 파서(Parser)

시각 프로그래밍 환경에서는 클래스 정보나 메세지 처리와 같은 시각 다이어그램을 사용하게 되므로 비단말 노드로부터 프로그램의 입력을 파싱할 수 있도록 multiple entry parser를 구성하여 처리했다[1].

multiple entry parser는 placeholder를 유도하는 모든 비단말 노드에 생성규칙 S → Ti ni 을 문법에 추가하여 구성한다. 예를들면 S를 시작심볼, statement는 비단말 심볼이라고 할때 문법에는 다음과 같이 생성규칙이 첨가된다.

$$S \rightarrow \text{StmtNull statement}$$

여기서 StmtNull은 새로이 추가된 태그 단말 심볼로서 시각 프로그래밍되어 입력되는 다이어그램을 입력받아 이 태그 심볼에 자동 삽입하므로서 파싱하고 추상화 구문트리를 생성한다.

3.2.4 역파서(Unparser)

AST를 입력으로 하여 들여쓰기(indentation), 줄바꿈(line break), 쪽바꿈(page break) 등에 맞추어 AST에 해당하는 원래의 텍스트나 그래픽 심볼을 화면이나 인쇄 장치에 보기좋은 형식으로 출력한다. 또한 프로그램의 의미를 직관적으로 표현하는 시각 프로그래밍을 지원하기 위하여 다양한 형태의 아이콘과 그래프를 이용하며, 프로그램의 구문을 모두 표현하는 것이 아니라 의도하는 목적에 따라 다양한 형태로 추상화하여 표현한다. 또한 이들 다양한 표현형태 간의 일치성의 확보를 위한 작업이 수행된다.

3.2.5 추상 구문 트리 처리기(Abstract Syntax Tree Handler)

추상 구문 트리와 심볼 테이블과 같은 시스템 정보를 관리한다. 대화식 시각 환경에서의 시각 프로그래밍 작업으로 생성 또는 삭제되는 심볼 노드에 의한 트리의 처리와 unparsing scheme으로 화면에 출력되는 프로그램은 내부적으로 각 노드와 일치되는 심볼, 특히 클래스의 멤버 함수와 멤버 필드 그리고 메세지의 정보를 이용하여 마우스에 의해 포인트되는 노드를 찾을 수 있도록 한다. 노드의 정보가 변화될 때 뷰에서의 클래스나 메세지의 시각적인 표현이나 텍스트 그리고 추상화 구문 트리 노드가 일치하도록 하고, 마우스 포인터에 의해 노드를 추적할 수 있도록 항상 최근의 상태를 유지하여야 한다.

3.2.6 추상 구문 트리(AST)

C++ 객체지향 언어의 문법에 따라 추상 구문 트리를 정의하고 프로그램은 내부적으로 이 추상 구문 트리에 따라 유도되는 트리로 표현한다. 추상 구문 트리는 다음과 같은 형식으로 정의된다.

X0 : attr(X1, X2, ···, Xk)

attr는 attribute로 노드의 이름을 나타내고 Xi는 문법의 비단말 심볼들이다.

특히 본 시스템은 확장성을 고려하여 설계하였기 때문에 개발 환경에서 프로그램에 대한 내부 표현 방법이 중요하다. 왜냐하면 대화식 개발 환경 도구에 나타나는 프로그램 정보에는 일관성이 있어야 하기 때문이다. 프로그래밍 환경의 표준적인 데이타 표현 방법인 AST를 이용하는 경우는 프로그램 심볼의 가장 핵심적인 단일구조로서 이해가 용이하고, 새로운 도구 추가시 AST에 별도의 정보 추가나 변경없이 필요에 따라 간단하게 작업할 수 있다.

4. C++ 개발 환경의 구현

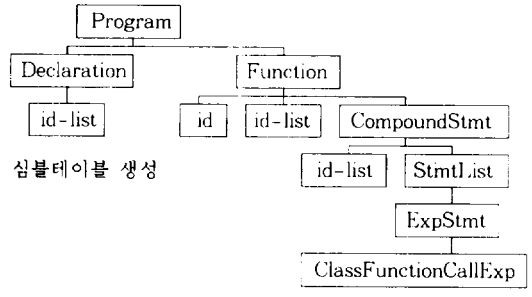
4.1. 구현 환경

C++ 프로그램의 클래스 정의와 메세지에 대한 처리를 대화식이고 시각적으로 표현하는 개발 환경의 구현은 UNIX 환경의 SUN SPARC 워크스테이션을 사용하였으며, 사용자 인터페이스로는 X 윈도우 시스템의 Xlib, OSF/Motif 그리고 C 언어를 사용하였다.

개발환경에서 C++ 프로그램의 내부 표현은 구문 분석에 의한 AST를 이용으로 (그림 6)의 구조와 같이 선언부에서의 클래스 정의와 함수 처리부의 메세지 처리를 중심하여 기본적인 프로그램의 심볼 테이블을 작성 하였다. 시각적으로 프로그래밍되는 C++의 파싱을 위한 multiple entry parser와 어휘분석기는 설계의 문제점을 줄이기 위해 Lex와 Yacc를 이용하여 구축하였다.

4.2. 대화식 시각 프로그래밍

본 C++ 개발환경 시스템의 초기 화면은 원시 코드 뷰로 프로그램 코드를 입력하면 이를 파싱하여 AST와 심볼 테이블을 구축한다. 대화식 시각 프로그래밍 환경의 클래스 뷰와 메세지 전달 뷰의 선택으로 파싱된 결과를 용도에 따라 그래픽 다이어그램을 이용하여 시각화한다. 또한 시각화된 뷰에서는 시각 프로그래밍이 가능하므로 마우스 클릭으로 마우스 위치와 일치하는 추상 구문 트리 노드를 찾아서 그 노드에 대한 정보를 조작하고 다른 뷰들의 시각적인 일관성을 유지하기 위해 자동 수정된다.

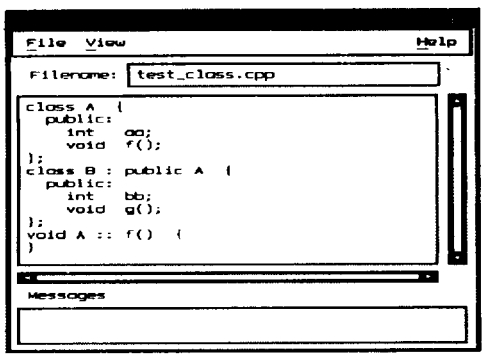


(그림 6) C++ 프로그램의 기본 AST 구조
(Fig. 6) Fundamental AST Structure of C++ Program

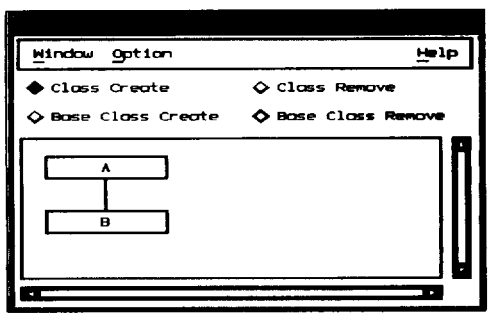
4.2.1 원시 코드 뷰

원시 코드 뷰에서 아래와 같은 원시 코드를 입력하면 파서는 이를 파싱하여 추상 구문 트리를 구성하고 다시 역파싱하여 (그림 7)과 같이 원시 코드 뷰에 이를 표시한다.

```
class A {
public:int aa;
        void f();
};
class B : public A {
public:int bb;
        void g();
};
void A :: f() {
}
void B :: g() {
}
```



(그림 7) 원시 코드 뷰
(Fig. 7) Source Code View

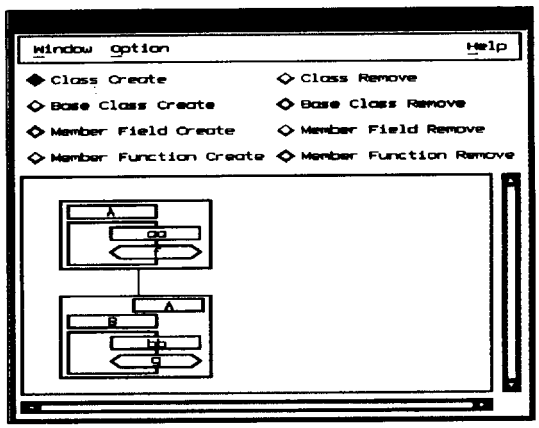


(그림 8) 클래스 상속뷰
(Fig. 8) Class Inheritant View

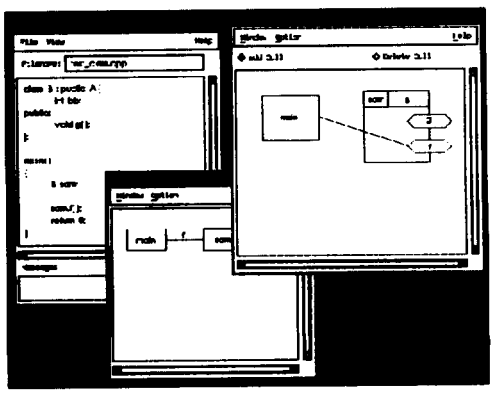
4.2.2 클래스 뷰

클래스 뷰는 클래스 상속 뷰(Class Inheritance View)와 클래스 멤버 뷰(Class Member View)로 구성되어 있으며, 클래스 상속 뷰는 직사각형으로 표시되는 class A와 class B의 상속 관계만을 (그림 8)과 같이 표시한다.

클래스 멤버 뷰는 앞에서 정의한 클래스 다이어그램을 이용하여 각각의 클래스 내부의 데이타와 멤버 함수 등을 (그림 9)와 같이 표시한다. class A 의 aa는 직사각형으로, f는 육각형으로 표시되며, class B 에서는 bb가 직사각형, g가 육각형으로 표시되어 각각 멤버 필드와 멤버 함수임을 나타낸다.



(그림 9) 클래스 멤버 뷰
(Fig. 9) Class Member View



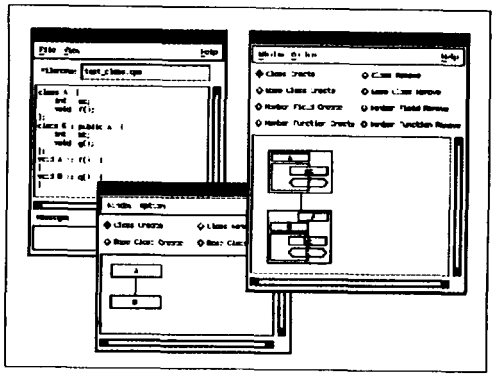
(그림 10) 메세지 전달 뷰들
(Fig. 10) Message Passing Views

4.2.3 메세지 전달 뷰

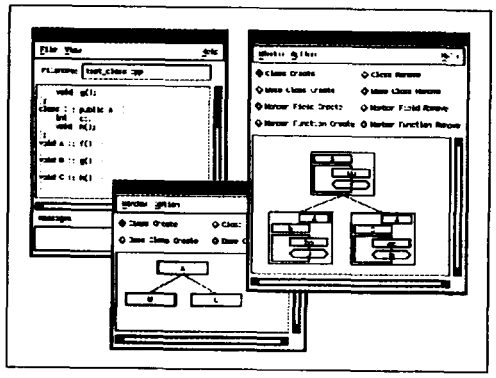
메세지 전달 뷰는 (그림 10)과 같이 개요 객체 뷰(Draft_Object View)와 상세 객체 뷰(Draft_Object View)로 구성되어 있으며, 개요 객체 뷰는 메세지 전달로 인한 객체간의 접속을 객체명 중심으로 시각화하여 프로그램 실행에 대한 전체적인 흐름 파악에 유용하며, 상세 객체 뷰는 메세지 전달이 처리되는 객체와 객체내의 멤버 함수들의 정보들을 상세하게 표시하며, 상세 객체 뷰를 이용하여 원시 프로그램의 입력도 가능하다.

4.3. 실행 결과와 분석

대화식 시각 프로그래밍 환경에서 작성된 예제 프로그램의 클래스 뷰를 같이 전개해 놓은 것이 (그림 11)과 같다.



(그림 11) 클래스 뷰들
(Fig. 11) Class Views



(그림 12) 변형된 클래스 뷰
(Fig. 12) Changed Class Views

Class A 에서 상속되는 새로운 class C를 추가하기 위해서는 우선 상속 관계를 정의하기 위하여 (그림 10)의 클래스 상속 뷰에서 Class Create 버튼을 선택한 다음 새로운 class C를 class A로부터 마우스를 끌어서 그리고, 원시 코드 뷰에서 클래스의 내용을 직접 입력하거나 클래스 멤버 뷰에서 Member Field Create 버튼을 선택하여 변수명 cc를 입력하고, Member Function Create를 선택한 후 함수명 h를 입력하면 (그림 12)와 같은 화면이 구성된다.

이러한 방식으로 원시 코드 뷰와 클래스 뷰는 프로그램 작성 도중 및 작성된 프로그램에서의 클래스 구조의 이해와 수정이 용이하므로, 객체지향 언어의 시각 프로그래밍 환경에서 효율적으로 이용될 수 있다.

대화식 시각 프로그래밍 환경을 기존의 문자기반 편집 환경과의 비교하면 다음과 같다.

첫째, 프로그램의 작성이 쉽고 빠르다. 문자기반 환경에 비해 상대적으로 적은 수의 입력으로 동일한 프로그램의 작성이 가능하다. (그림 11)에 나타난 바와 같이 class C를 추가하는 경우 8회의 마우스 조작으로 상속 관계와 멤버의 정의가 가능하다.

둘째, 프로그램의 요소를 시각 기호에 의해 표시함으로 분석이 용이하다. 또한 특정 뷰에서 발생한 변화가 다른 뷰에도 즉시 반영되므로 다양한 뷰에 의해 프로그램의 구성을 점검할 수 있다.

〈표 1〉 객체지향 개발환경들의 비교
〈Table 1〉 Comparision of Object-Oriented Development Environments

	Sparc Works	Visual C++	본 논문에서 제안한 시스템
클래스의 상속성 시각화	가능	가능	가능
클래스 내의 member와 함수에 관한 시각화	불가	불가	가능
시각화된 기호를 이용한 시각 프로그래밍	불가	불가	가능

셋째, 언어의 문법에 대한 고려를 덜어준다. 시각 기호의 편집과 수정에 따라 원시 코드 뷰에서 자동으로 코드가 생성되므로 문법적 오류가 발생되지 않는다. 또한 원시 코드 뷰에서 직접 프로그램을 입력하는 경우에도 시각 기호로 표현하기 위한 파싱 과정에서 문법의 오류에 대한 검사를 수행하므로 쉽게 오류를 판별할 수 있다.

넷째, 프로그램에서 원하는 부분에 집중할 수 있다. 개요 객체 뷰와 상세 객체 뷰를 제공하여 전체적인 흐름과 상세 흐름을 필요에 따라 선택적으로 표시하여 볼 수 있다.

또한 객체지향 개발환경과 시각화를 제공하는 다른 시스템들과의 비교는 (표 1)과 같다.

5. 결 론

C++를 위한 대화식 다중 뷰 시각 프로그래밍 환경은 클래스를 중심 개념으로 클래스의 멤버 정보와 특성을 충분히 표현하는 시각 다이어그램이 제공되는 시각적인 환경으로 대화식 처리가 되는 여러가지 뷰들을 지원한다. 이것은 C++ 프로그램에서의 클래스와 객체간의 메세지 처리를 시각화하고 시각 프로그래밍하는 개발 환경의 설계로 클래스 구조에 대해 쉽게 이해할 수 있고 이를 수정, 확장시켜 새로운 코드의 골격을 쉽게 구축할 수 있고, 클래스의 public 멤버 함수를 이용한 메세지 전달로 인한 객체간의 실행 관계를 시각적으로 표현하므로서 객체 프로그램의 전체 구조에 대한 파악이 용이하다. 그러므로 점진적인 개발로 인한 소프트웨어의 재사용 및 변경시의 신속한 이해와 작업이 용이하여, 강력하고 효율적인 객체지향적인 개발 환경으로서의 기능이 충분하고, 또한 C++ 초보자를 위한 클래스와 객체 실행에 관한 교육과 훈련에도 유용하게 사용될 수 있다.

보다 더 완전한 시각적이고 대화적인 객체지향 C++ 프로그램 개발 환경을 지원하기 위하여 프로그램 성능 평가 기능, 디버깅 기능이 지원하는 개발 도구가 요구되고 객체의 생성, 소멸에 따라 효율적인 메모리 관리가 필요하다. 또한 C++ 의 완전한 문법적 처리와 의미적 해석 그리고 코드 생성과 같은 컴파일러에 대한 연구도 필요하다.

참 고 문 헌

[1] J.R.Horgan, D.J.Moore, "Techniques for Improving Language-Based Editors", ACM, 1984.

[2] Lawrence A. Rowe, Michael Davis, Eli Messinger, Carl Meyer, Charles Spirakis, and Allen Tuan, "A Browser for Directed Graphs", Software-Practice and Experience, Jan. 1987.

[3] T.W Reps, and T. Teitelbaum, "The Synthesizer Generator", Springer-Verlag, 1989.

[4] Anthony I. Wasserman, Peter A. Picher, and Robert J. Muller, "The Object-Oriented Structured Design Notation for Software Design Representation", IEEE Computer, Vol. 23 No.3, Mar. 1990.

[5] Shi-Kuo Chang, "Principles of Visual Programming System", Prentice-Hall, 1990.

[6] Ronald M. Baecker and Aaron Marcus, "Human Factors and Typography for more Readable Program", Addison-Wesley, 1990.

[7] Paul Harmon, Brian Sawyer, "ObjectCraft, A Graphical Programming Tool for Object-Oriented Application", Addison-Wesley Publishing Company, 1991.

[8] Bjarne Stroustrup, "The C++ Programming Language", 2nd ed, Addison-Wesley, 1991.

[9] Adrian Nye, "Xlib Refernece Manual", O'Reilly & Associates, 1992.

[10] Raimund K. Ege, "Programming in an Object-Oriented Environment", Academic Press, 1992.

[11] Moises Lejter, Scott Meyers and Steven P. Reiss, "Support for Maintainnig Object-Oriented Programs", IEEE Transactions on Software Enginnering. vol 18.

No12, 1992.
[12] Edward Yourdon, "Object-Oriented System design: an Integrated approach", Prentice hall international editors, 1992.
[13] James Martin, James J. Odell, "OBIECT-ORIENTED ANALYSIS & DESIGN", Prentice-Hall, Inc., 1992.
[14] Tim O'Reilly, "Motif Reference Manual", O'Reilly & Associates, 1993.
[15] 유재우, 이승희, 조민구, "X-윈도우 기반 그래픽 프로그램 편집기", HCI'93 학술대회 발표논문집, Feb. 1993.
[16] David E. Brumbaugh, "Object-Oriented Development", Wiley, 1994.
[17] Grady Booch, "Object-Oriented Analysis and Design with Applications", 2nd ed, The Benjamin/Cummings, 1994.
[18] Nan C. Shu, "Visual Programming", Van Nostrand Reinhold, 1988

류 천 열
1979년 숭실대학교 전자계산학과(학사)
1985년 숭실대학교 산업대학원 전자계산학과(석사)
1995년 숭실대학교 대학원 박사과정중
1986년~현재 유한전문대학 전자계산학과 부교수
관심분야 : 프로그래밍언어, 시스템소프트웨어, 데이터 통신, 컴퓨터 그래픽스

정 근 호
1993년 숭실대학교 전자계산학과(학사)
1995년 숭실대학교 대학원 전자계산학과(석사)
1995년 숭실대학교 대학원 박사과정중
관심분야 : 프로그래밍언어, 한글폰트, HCI

유 재 우
1976년 숭실대학교 전자계산학과(학사)
1978~85년 한국과학기술원 전산학과(석사, 박사)
1986~87년 Cornell Univ. Visiting Scientist
1983~현재 숭실대학교 컴퓨터학부 교수
관심분야 : 컴파일러, 프로그래밍 환경, HCI

송 후 봉
1956년 육군사관학교(학사)
1986년 중앙대학교 전자계산학과(석사)
1989년 조선대학교 전기공학과(박사)
1971년~현재 숭실대학교 컴퓨터학부 교수
관심분야 : 운영체제, 프로그래밍 언어, 컴퓨터 보조학습