UNIVERSIDAD NACIONAL AUTÓNOMA DE MÉXICO
Facultad de Ciencias

Integrantes:
Adrián Aguilera Moreno
Sebastián Alejandro Gutierrez Medina

Compiladores

Tarea 05

1. (2pts.) Demuestre que la siguiente gramática pertenece a la clase **LALR** pero no a la clase **SLR**.

$$E \to Aa \mid bAc \mid dc \mid bda \qquad A \to d$$

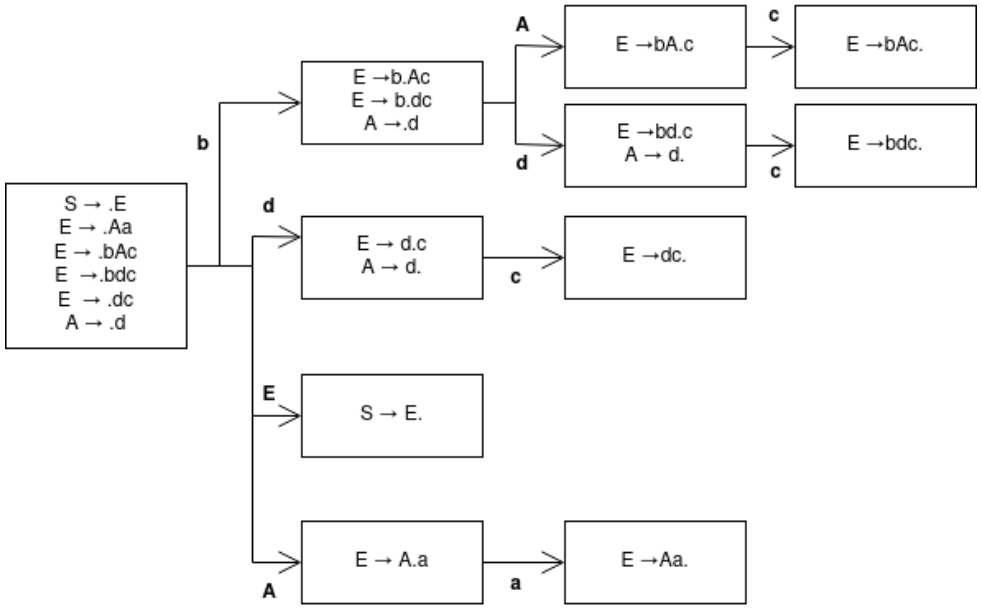
(1pt.) Además analice la cadena *bdc* mostrando la secuencia de acciones del parser.

Solución: Para este problema, basta dar la tabla **LALR** de la gramática y probar que la gramática es $LR(0)$ con conflictos *shift/reduce*, así es fácil ver que no pertenece a **SLR**.

Primero mostremos que la gramática no pertenece a **SLR**. Observemos que

$$\begin{aligned}
(0)\ S &\to E \\
(1)\ E &\to Aa \\
(2)\ E &\to bAc \\
(3)\ E &\to bdc \\
(4)\ E &\to dc \\
(5)\ A &\to d
\end{aligned}$$

Luego, tenemos que **LR(0)** es



dónde I_0 es el estado inicial; I_1 es la transición por E; I_2 es la transición por A; I_3 es la transición por b; I_4 es la transición por d. De igual manera, I_5 es la transición desde I_2 por a; I_6 es la transición desde I_3 por A; I_7 es la transición desde I_3 por d; I_8 es la transición desde I_4 por c; I_9 es la transición desde I_6 por c; I_10 es la transición desde I_7 por c.

Luego, análicemos la tabla siguiente y observemos que existen al menos 2 conflictos *shift/reduce* y por tanto nuestra gramática no correponde a la clase **SLR**:

Estado	Acción					GoTo	
	a	b	c	d	$	E	A
0		s3		s4		1	2
1					acc		
2	s5						
3				s7			6
4	r5		s8/r5				
5					r1		
6			s9				
7	r5		s10/r5				
8					r5		
9					r2		
10					r74		

Del análisis **LR(0)** anterior, encontremos el análisis para **LR(1)**:

I_0:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow .E, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .Aa, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bAc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .dc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bda, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow .d, \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_1:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow E., \{\$\} \\ E &\rightarrow A.a, \{a\} \\ E &\rightarrow .Aa, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bAc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .dc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bda, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow .d, \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_2:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow b.Ac, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bAc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .dc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bda, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow .d, \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_3:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow bd.a, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bda, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow .d, \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_4:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow bda., \{a, \$\} \\ A &\rightarrow .d, \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_5:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow .dc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bda, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow .d, \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_6:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow d.c, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow d., \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_7:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow dc., \{a, \$\} \\ A &\rightarrow d., \{a, \$\} \end{aligned}$$

Minimizando estados tenemos que
I_1:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow E., \{\$\} \\ E &\rightarrow A.a, \{a\} \\ E &\rightarrow .Aa, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bAc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .dc, \{a, \$\} \\ E &\rightarrow .bda, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow .d, \{a, \$\} \end{aligned}$$

I_2:

$$E \rightarrow b.Ac, \{a, \$\}$$

I_3:

$$E \rightarrow bd.a, \{a, \$\}$$

I_4:

$$E \rightarrow bda., \{a, \$\}$$

I_5:

$$\begin{aligned} E &\rightarrow d.c, \{a, \$\} \\ A &\rightarrow d., \{a, \$\} \end{aligned}$$

Por lo anteriores pasos, es suficiente para probar que (en efecto) nuestra gramática pertenece a **LALR.**

Por último, veamos que la cadena `bdc` es producida por la gramática en el parser **LALR** como se muestra a continuación:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow E \\ &\rightarrow bAc \\ &\rightarrow bdc. \end{aligned}$$

2. (2.5pts.) La siguiente gramática genera expresiones en notación polaca inversa, es decir los argumentos preceden al operador:

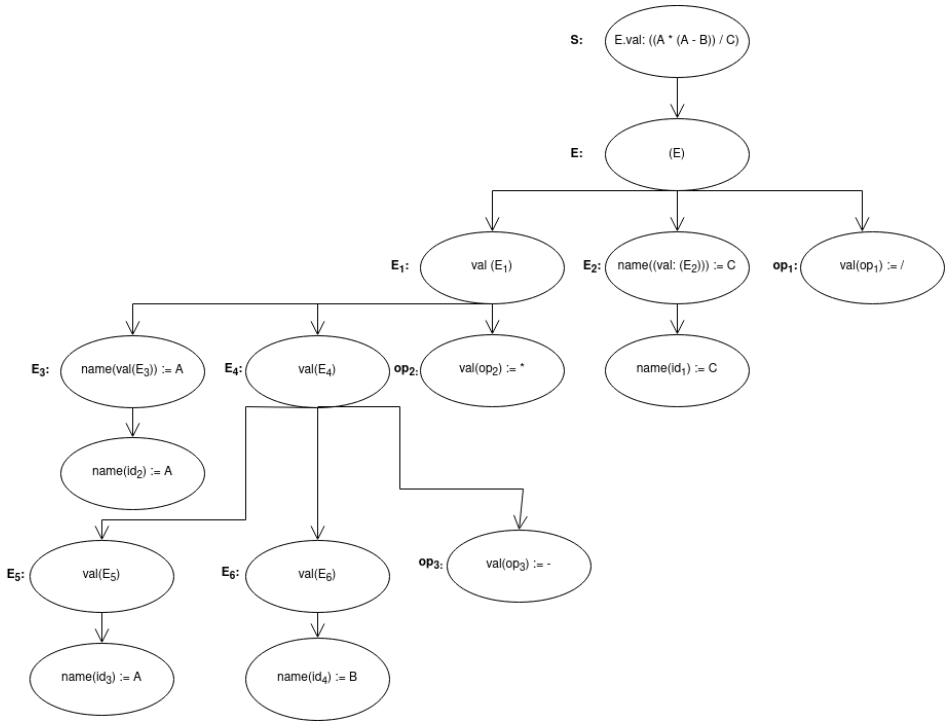
$$E \to E\ E\ op \mid id \qquad\qquad op \to + \mid - \mid * \mid /$$

Suponer que cada id (identificadores en mayúsculas) tiene un atributo sintético `name` que es una cadena y los símbolos E y op tienen un atributo `val` que también es una cadena.
Diseña una gramática con atributos para organizar el atributo `val` de la raíz del parse tree para guardar la traducción de la expresión en notación infija (utiliza los paréntesis necesarios). Explica la idea que usas para definir las funciones semánticas.
Por ejemplo, si las hojas del parse tree (de izquierda a derecha) son $A\ A\ B\ -\ *\ C\ /$ entonces la raíz debe tener como atributo `val` la cadena $((A * (A - B))/C)$.

Solución:

Producciones	Reglas Semánticas
$S \to (E)$	S.`val` := E.`val`
$E \to ((E_1)\ (E_2)\ op)$	E.`val` := E_1.`val` op E_2.`val`
$E \to id$	E.`name` := id.`name`
$op \to +$	op.`val` := $+$
$op \to -$	op.`val` := $-$
$op \to *$	op.`val` := $*$
$op \to /$	op.`val` := $/$

A continuación se muestra el árbol para oganizar `val` respecto a $((A(AB-)*)C/)$:



Cómo podemos notar, $S \to E = ((A * (A - B))/C)$ que es generado por las reglas semánticas definidas. La idea es ir aplicando recursión de hojas a raíz, y siguiendo las reglas de semánticas. De esta manera pasamos de notación polaca inversa a sufija.

3. (2.5pts.) Extender la siguiente gramática con atributos para la regla $E \rightarrow E_1 * E_2$ y obtener el código de tres direcciones para la expresión $x = a[i][j] * b[i][j]$ donde a y b son arreglos de tamaño 2×3 y 2×2 respectivamente y cada uno de ellos almacena enteros cuyo tamaño es 4.

$S \rightarrow \mathbf{id} = E\ ;$ { $gen(top.get(\mathbf{id}.lexeme)\ '='\ E.addr);$ }

| $L = E\ ;$ { $gen(L.array.base\ '['\ L.addr\ ']'\ '='\ E.addr);$ }

$E \rightarrow E_1 + E_2$ { $E.addr = \mathbf{new}\ Temp\ ();$ $gen(E.addr\ '='\ E_1.addr\ '+'\ E_2.addr);$ }

| $\mathbf{id}$ { $E.addr = top.get(\mathbf{id}.lexeme);$ }

| L { $E.addr = \mathbf{new}\ Temp\ ();$ $gen(E.addr\ '='\ L.array.base\ '['\ L.addr\ ']');$ }

$L \rightarrow \mathbf{id}\ [\ E\ ]$ { $L.array = top.get(\mathbf{id}.lexeme);$ $L.type = L.array.type.elem;$ $L.addr = \mathbf{new}\ Temp\ ();$ $gen(L.addr\ '='\ E.addr\ '*'\ L.type.width);$ }

$L \rightarrow$ $L_1\ [\ E\ ]$ { $L.array = L_1.array;$ $L.type = L_1.type.elem;$ $t = \mathbf{new}\ Temp\ ();$ $L.addr = \mathbf{new}\ Temp\ ();$ $gen(t\ '='\ E.addr\ '*'\ L.type.width);$ $gen(L.addr\ '='\ L_1.addr\ '+'\ t);$ }

Table 1: Gramatica Extendida

$S \rightarrow id = E;$ $\{gen(top.get(id.lexeme)' =' E.addr);\}$

$|L = E;$ $\{gen(L.array.base'['L.addr']'' =' E.addr);\}$

$E \rightarrow E_1 + E_2$ $\{E.addr = new\ Temp();$ $gen(E.addr' =' E_1.addr' +' E_2.addr);\}$

$|E_1 * E_2$ $\{E.addr = new\ Temp();$ $gen(E.addr' =' E_1.addr' *' E_2.addr);\}$

$|id$ $\{E.addr = top.get(id.lexeme);\}$

$|L$ $\{E.addr = new\ Temp();$ $gen(E.addr' =' L.array.base'['L.addr']');\}$

$L \rightarrow id[E]$ $\{L.array = top.get(id.lexeme);$ $L.type = L.array.type.elem;$ $L.addr = new\ Temp();$ $gen(L.addr' =' E - addr' *' L.type.width);\}$

$|L_1[E]$ $\{L.array = L_1.array;$ $L.type = L_1.array.type.elem;$ $t = new\ Temp();$ $gen(t' =' E.addr' *' L.type.width);$ $gen(L.addr' = L_1.addr' +' t);\}$

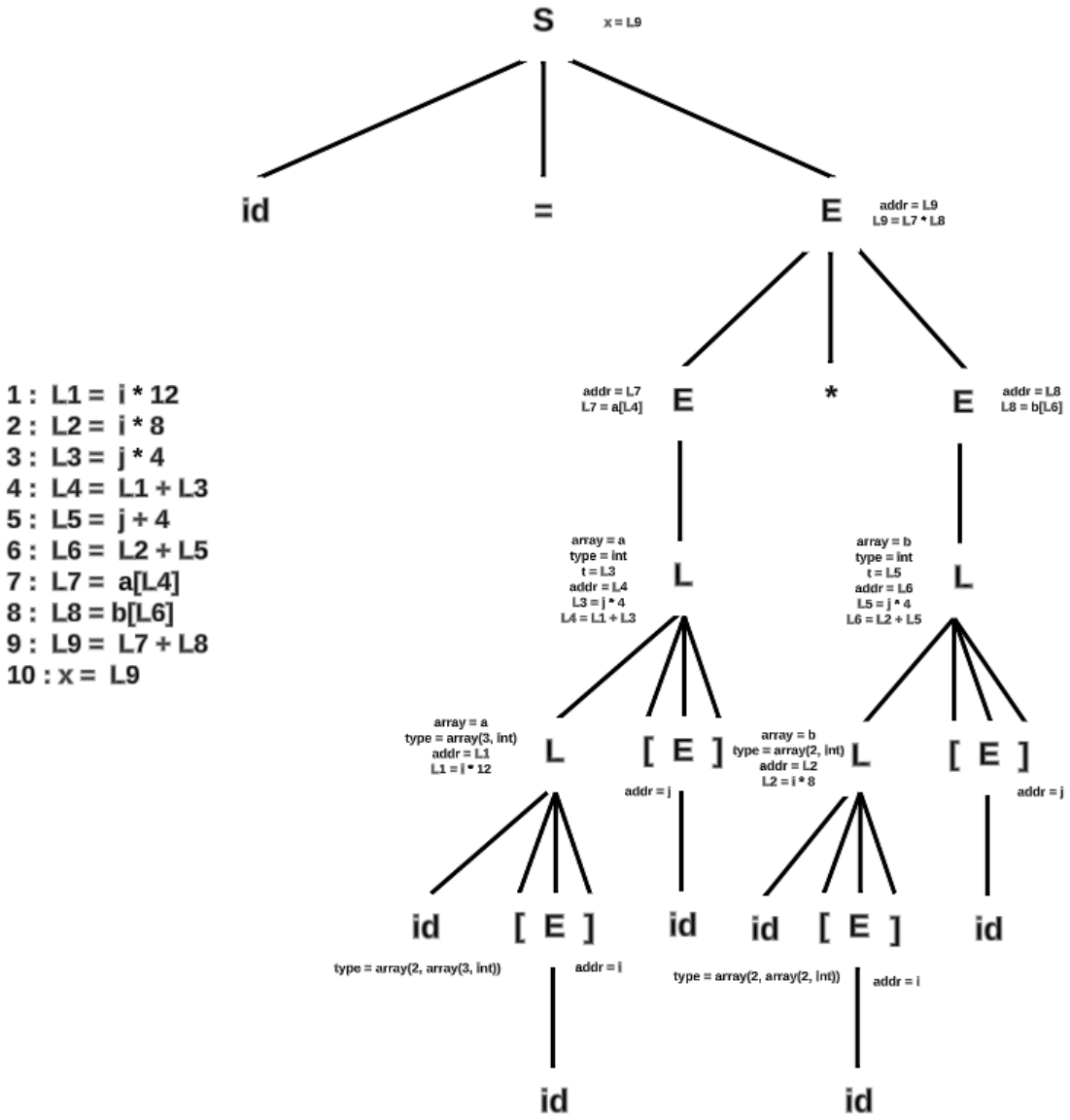
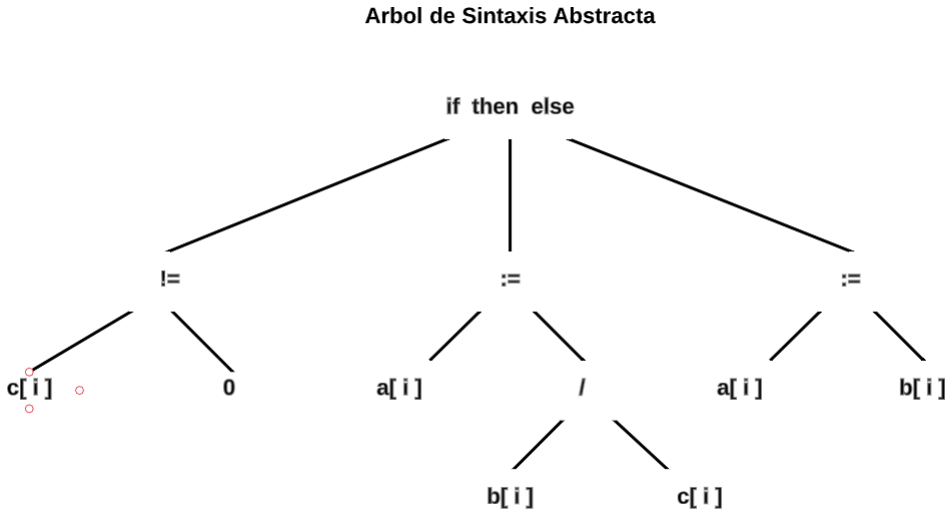


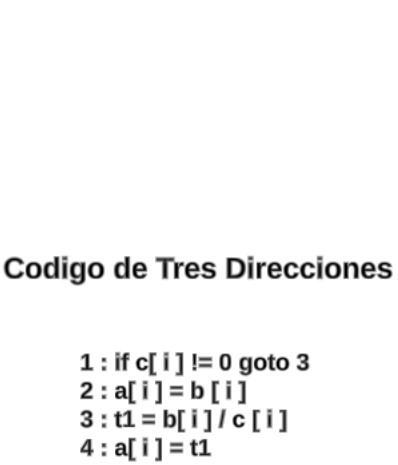
Figure 1: Codigo tres direcciones

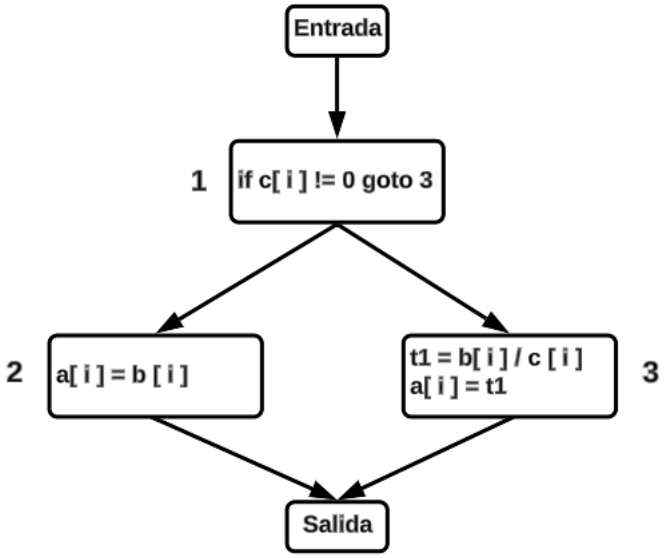
4. (2pts.) Considera el siguiente fragmento de código:

```
if ( c[i] != 0 )
then
    a[i] := b[i] / c[i];
else
    a[i] := b[i];
```

Obtener las representaciones intermedias correspondientes a 1) árbol de sintaxis abstracta; 2) gráfica de control de flujo y 3) código de tres direcciones. Explica tus respuestas.
Discutir (ampliamente) las ventajas que consideras para cada representación.







Árbol de sintaxis abstracta

1. Representación estructural: Genera una representación estructural del código, capturando la jerarquía y las relaciones entre diferentes construcciones del lenguaje. Preserva la estructura sintáctica y semántica del código.

2. Independencia del lenguaje: Es independiente del lenguaje y se puede utilizar como una representación intermedia en compiladores para varios lenguajes de programación.

3. Facilidad de manipulación: Permite recorrer y manipular fácilmente mediante algoritmos y transformaciones. Facilita el análisis, optimización y transformación del código fuente.

4. Detección de errores: Ayuda a detectar y reportar errores de sintaxis, errores de tipo y otros problemas semánticos durante el proceso de compilación.

Gráficos de flujo

1. Análisis de flujo de control: Proporciona una representación clara y visual del flujo de control dentro de un programa. Ayuda a analizar las rutas de ejecución del programa, detectar bucles, identificar código inaccesible y realizar transformaciones de programa relacionadas con el flujo de control.

2. Optimización de rendimiento: Puede ser utilizado para optimizar el código, como identificar oportunidades para desenrollar bucles, fusionar bucles o mover código invariante al bucle.

3. Depuración y perfilado: Ayuda en la depuración y el perfilado del programa al proporcionar información sobre el flujo de control, lo que permite comprender el comportamiento del programa e identificar cuellos de botella de rendimiento.

Código de tres direcciones

1. Representación de bajo nivel: Es una representación de bajo nivel que simplifica construcciones complejas de lenguajes de alto nivel en operaciones básicas con direcciones explícitas. Abstrae los detalles específicos del lenguaje y se centra en operaciones esenciales.

2. Optimización de código: También sirve como una representación intermedia que permite diversas optimizaciones de código, como la reducción de constantes, la eliminación de subexpresiones comunes y la asignación de registros.

3. Generación de código: Puede ser utilizada como entrada para generar código máquina, apuntando a arquitecturas específicas o máquinas virtuales.

4. Modularidad: Facilita transformaciones y optimizaciones modulares en operaciones individuales o bloques de código sin afectar la estructura completa del programa.

5. (Hasta 1.5pt extra). Explica lo que es una gráfica de control de flujo. ¿Quién fue Frances Allen?

Gráfica de control de flujo

Es una representación visual del flujo de control de un programa de computadora y a su vex proporciona una descripción estructurada de cómo se ejecutan las instrucciones y cómo se toman las decisiones en un programa.

En una gráfica de control de flujo, cada instrucción o bloque de código se representa como un nodo, y las conexiones entre los nodos representan las transiciones entre instrucciones, estas transiciones pueden ser causadas por bucles, condicionales, saltos o llamadas a funciones.

Los nodos en una gráfica de control de flujo se pueden clasificar en tres tipos principales:

1. **Nodos básicos** : Representan una secuencia lineal de instrucciones sin bifurcaciones o saltos y forman la estructura principal del flujo de control.
2. **Nodos de decisión** : Representan puntos en el código donde se toma una decisión basada en una condición y suelen tener ramas o arcos salientes que indican las diferentes opciones que se pueden seguir según el resultado de la condición.
3. **Nodos de finalización** : Representan el final de un programa o una función e indican que el flujo de control a terminado.

La gráfica de control de flujo ayuda a los programadores y analistas a comprender la estructura y el comportamiento del programa y también es utilizada en diversas tareas de análisis y optimización de programas, como la detección de bucles, la identificación de código inalcanzable, la localización de cuellos de botella de rendimiento y la verificación de la corrección del programa.

Además, la gráfica de control de flujo puede ser utilizada por herramientas de depuración y perfilado para mostrar el recorrido del programa durante la ejecución, ayudando a identificar posibles errores o áreas problemáticas.

Frances Allen

Frances Allen fue una destacada científica de la computación estadounidense, nació el 4 de agosto de 1932 en Peru, Nueva York, y falleció el 4 de agosto de 2020.

Es reconocida por su contribución en el campo de la compilación y optimización de programas además de que en 2006 se convirtió en la primera mujer ganadora del Premio Turing.

Fue una pionera en la teoría y la práctica de la compilación que, durante su carrera, trabajó en IBM y fue una de las primeras mujeres en trabajar en programación y desarrollo de software.
Su trabajo revolucionó la forma en que se diseñan y optimizan los compiladores, los programas que traducen el código fuente escrito por los programadores a un código ejecutable por las computadoras.

Una de las contribuciones más importantes de Frances Allen fue su trabajo en la optimización de programas paralelos y en la identificación de formas eficientes de ejecutar códigos en sistemas de computación paralela.
Sus investigaciones y algoritmos siguen influenciando el diseño de compiladores y el desarrollo de técnicas de paralelización de programas hoy en dia.