



UNIVERSIDAD
DE SANTIAGO
DE CHILE

Departamento de Matemática y Ciencia de la Computación

Tarea 1 - SAT Lineal

Miguel Olivares Morales
miguel.olivares@usach.cl

Benjamín Riveros Landeros
benjamin.riveros.l@usach.cl

Lógica Computacional - 22625
Licenciatura en Ciencia de la Computación

Semestre Otoño 2025

1 Introducción

El problema de determinar si las variables de una fórmula booleana pueden ser reemplazadas con valores **T** o **F** de tal forma que la fórmula de como resultado **T** se denomina problema de satisfactibilidad booleana o SAT. Si al evaluar la fórmula esta da como resultado **T**, entonces se dice que es satisfactoria.

2 Procedimiento

Las fórmulas que serán analizadas primero tendrán que ser codificadas según la siguiente gramática:

$$\phi ::= p \mid (\neg\phi) \mid (\phi \wedge \phi)$$

Para esto usamos el siguiente esquema de traducción:

$$T(p) = p$$

$$T(\neg\phi) = \neg T(\phi)$$

$$T(\phi_1 \wedge \phi_2) = T(\phi_1) \wedge T(\phi_2)$$

$$T(\phi_1 \vee \phi_2) = \neg(\neg T(\phi_1) \wedge \neg T(\phi_2))$$

$$T(\phi_1 \rightarrow \phi_2) = \neg(T(\phi_1) \wedge \neg T(\phi_2))$$

Esto quiere decir que se analizarán fórmulas compuestas por proposiciones atómicas, negaciones de otras fórmulas y conjunciones de dos fórmulas.

Luego de codificar se tiene que transformar a su notación postfix o también llamada *notación polaca inversa* con la cual facilitará la creación de un *parse tree* para asignar valores **T** o **F** a cada nodo. Al tener el parse tree correspondiente a la fórmula que se evalúa asignamos **T** al nodo que encabeza el árbol. Esto implica asumir que la fórmula completa es verdadera y a partir de ello se puede extender esta asignación hacia los nodos hijos del árbol aplicando reglas semánticas de los conectores lógicos.

Si el nodo principal es una conjunción $\phi \wedge \psi$ entonces ϕ y ψ deben ser verdaderas. Por el contrario, si el nodo es una negación $\neg\phi$ quiere decir que la subfórmula ϕ es falsa. Este procedimiento se aplica recursivamente hasta llegar a los nodos hoja, los cuales corresponden a átomos proposicionales.

De esta forma se obtiene una asignación de valores de verdad que satisface la fórmula. En caso que las asignaciones conduzcan a una contradicción (por ejemplo, se tiene $p \equiv \mathbf{T}$ y $\neg p \equiv \mathbf{T}$) se descarta el camino recorrido o incluso puede significar que la fórmula es *insatisfacible*.

Adicionalmente para una mayor eficiencia en espacio y tiempo, detectar y reutilizar átomos proposicionales podemos construir en cambio un DAG (Directed Acyclic Graph).

2.1 Ejemplo

Dada la siguiente fórmula:

$$((p \rightarrow q) \wedge (\neg r \vee p))$$

El primer paso es aplicar la codificación mencionada anteriormente

$$\begin{aligned}
\phi &= ((p \rightarrow q) \wedge (\neg r \vee p)) \\
T(\phi) &= T(((p \rightarrow q) \wedge (\neg r \vee p))) \\
&= T(p \rightarrow q) \wedge T(\neg r \vee p) \\
&= \neg(T(p) \wedge \neg T(q)) \wedge \neg(\neg T(\neg r) \wedge \neg T(p)) \\
T(\phi) &= \neg(p \wedge \neg q) \wedge \neg(\neg \neg r \wedge \neg p)
\end{aligned}$$

El siguiente paso es transformar la fórmula codificada a su notación postfix, para esto hay que descomponer la fórmula en *tokens* de la siguiente manera:

$$[\neg, (, p, \wedge, \neg, q,), \wedge, \neg, (, \neg, \neg, r, \wedge, \neg, p,)]$$

Para transformas a su notación postfix se tiene que saber que se evalúan los operadores según la precedencia, en donde la negación tiene la mayor precedencia por lo que se evalúa primero y después la conjunción.

Token	Acción	Salida	Stack
\neg	Apilar operador		\neg
$($	Apilar paréntesis		$\neg, ($
p	Agregar a salida	p	$\neg, ($
\wedge	Apilar operador	p	$\neg, (, \wedge$
\neg	Apilar operador	p	$\neg, (, \wedge, \neg$
q	Agregar a salida	$p \ q$	$\neg, (, \wedge, \neg$
$)$	Desapilar hasta $($	$p \ q \ \neg \wedge$	\neg
\wedge	Apilar operador	$p \ q \ \neg \wedge$	\neg, \wedge
\neg	Apilar operador	$p \ q \ \neg \wedge$	\neg, \wedge, \neg
$($	Apilar paréntesis	$p \ q \ \neg \wedge$	$\neg, \wedge, \neg, ($
\neg	Apilar operador	$p \ q \ \neg \wedge$	$\neg, \wedge, \neg, (, \neg$
\neg	Apilar operador	$p \ q \ \neg \wedge$	$\neg, \wedge, \neg, (, \neg, \neg$
r	Agregar a salida	$p \ q \ \neg \wedge \ r$	$\neg, \wedge, \neg, (, \neg, \neg$
\wedge	Apilar operador	$p \ q \ \neg \wedge \ r$	$\neg, \wedge, \neg, (, \neg, \neg, \wedge$
\neg	Apilar operador	$p \ q \ \neg \wedge \ r$	$\neg, \wedge, \neg, (, \neg, \neg, \wedge, \neg$
p	Agregar a salida	$p \ q \ \neg \wedge \ r \ p$	$\neg, \wedge, \neg, (, \neg, \neg, \wedge, \neg$
$)$	Desapilar hasta $($	$p \ q \ \neg \wedge \ r \ p \ \neg \wedge \neg \neg$	\neg, \wedge, \neg
	Vaciar pila	$p \ q \ \neg \wedge \ r \ p \ \neg \wedge \neg \neg \neg \wedge \neg$	

3 Algoritmo

4 Implementación

5 Conclusiones