Satisfiability problemi (SAT), bir boolean probleminin satisfiable olup olmadığının test edilmesidir. Bir Boolean formül değişkenlere 0 ve 1'lerin atanmasıyla 1 sonucunu alıyorsa satisfiable'dır.

3SAT, SAT probleminin özel bir formudur. Bu problemi tanımlamak için önce bazı kavramlar aşağıda açıklanmıştır:

Literal: Bir boolean değişken veya onun tümleyenidir. ($x$ veya $\bar{x}$)

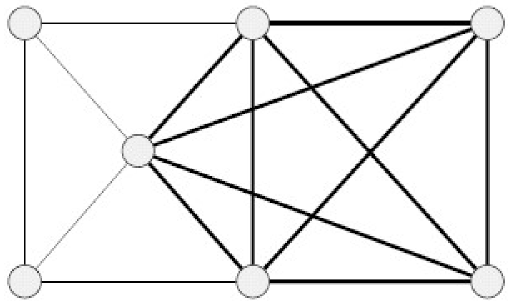
Clause: ∨'larla bağlı birkaç literaldir. ($x_1 \vee x_2 \vee \overline{x_2}$)

Cnf-formula (Conjunctive normal form): ∧'lerle birbirine bağlı birkaç clause'dan oluşan bir Boolean formüldür. $((\overline{x_3} \vee x_2 \vee \overline{x_2}) \wedge (x_1 \vee x_2 \vee \overline{x_3}) \wedge (x_1 \vee x_2))$

$$3SAT = \{< \emptyset > | \emptyset, 3cnf - formula\ satisfiabl\ 'dır.\}$$

Eğer bir ifade bir cnf-formula'yı sağlarsa her bir clause en az bir tane 1 sonucu veren bir literal içermelidir.

Yönsüz bir grafta, her iki düğümü bir kenarla bağlı alt grafa clique denir. k düğümlü bir clique, k-clique olarak gösterilir. Aşağıda 5-clique içeren bir graf verilmiştir:



3SAT probleminin clique problemine indirgenmesi:

f reduction'ı $< \mathrm{G}, \mathrm{k} >$ stringi üretir. G, yönsüz graf ve k, clause sayısıdır. G'deki düğümler, 3 düğümden oluşan triple adı verilen k gruba ayrılır. Her bir triple ∅'daki bir clause'a denk gelir. Bir triple'daki her bir düğüm de ∅'daki literale denk gelir.

Aynı triple'daki düğümler bağlı değildir. Karşıt değişkenler arasında da kenar yoktur. ($x$ ile $\bar{x}$ arasında kenar yoktur) Bunun dışında tüm düğümler bağlıdır.

Örneğin, $\emptyset = ((x_1 \vee x_1 \vee x_2) \wedge (\overline{x_1} \vee \overline{x_2} \vee \overline{x_2}) \wedge (\overline{x_1} \vee x_2 \vee x_2))$ ifadesi indirgenirse: