Seja φ uma instância de 2-SAT. Qualquer cláusula de φ, digamos $l_1 \vee l_2$, pode ser representada pelo par de implicações: $\overline{l_1} \rightarrow l_2$ e $\overline{l_2} \rightarrow l_1$. Assim, podemos construir um digrafo $G = (V, E)$ com $|V| = 2n$ da seguinte forma:

1. Se $\{x_1, x_2, \ldots, x_n\}$ é o conjunto de todas as variáveis que ocorrem em φ, então G terá o seguinte conjunto de vértices:

   $$\{x_1, x_2, \ldots, x_n, \overline{x_1}, \overline{x_2}, \ldots, \overline{x_n}\}$$

   .

2. Para cada cláusula $l_1 \vee l_2$ de φ adicionaremos as arestas $\overline{l_1}l_2$ e $\overline{l_2}l_1$.

Esta construção é tal que "φ é satisfatível se, e somente se, nenhuma componente conexa de G possui simultaneamente uma variável x e sua negação $\overline{x}$."
Desta forma podemos utilizar um algoritmo como BFS para verificar se existe um caminho do vértice x para a sua negação $\overline{x}$, ou o contrário, de $\overline{x}$ para x, para algum $x \in V$. Em caso afirmativo, φ é insatisfatível, e caso contrário, φ é satisfatível. Claramente, tanto a construção do grafo quanto a busca podem ser feitos em tempo polinomial.