Для доказательства, что задача поиска изоморфного подграфа NP-полна, её нужно сформулировать как задачу разрешимости. Входом задачи разрешимости служит пара графов *G* и *H*. Ответ задачи положителен, если *H* изоморфен некоторому подграфу графа *G*, и отрицателен в ином случае.

Формальное задание:

Пусть $G = (V, E)$, $H = (V', E')$ — два графа. Существует ли подграф $G_0 = (V_0, E_0) : V_0 \subseteq V, E_0 \subseteq E \cap (V_0 \times V_0)$, такой, что $G_0 \cong H$? Т.е. существует ли отображение $f\colon V_0 \to V'$, такое, что $(v_1, v_2) \in E_0 \Leftrightarrow (f(v_1), f(v_2)) \in E'$?

Доказательство NP-полноты задачи поиска изоморфного подграфа просто и основывается на сведении к этой задаче задачи о клике, NP-полной задачи разрешимости, в которой входом служит один граф *G* и число *k*, а вопрос состоит в следующем: содержит ли граф *G* полный подграф с *k* вершинами. Для сведения этой задачи к задаче поиска изоморфного подграфа, просто возьмём в качестве графа *H* полный граф K_k. Тогда ответ для задачи поиска изоморфного подграфа с входными графами *G* и *H* равен ответу для задачи о клике для графа *G* и числа *k*. Поскольку задача о клике NP-полна, такое сведение полиномиального времени показывает, что задача поиска изоморфного подграфа также NP-полна

Альтернативное сведение от задачи о гамильтоновом цикле отображает граф *G*, который проверяется на гамильтоновость, на пару графов *G* и *H*, где *H* — цикл, имеющий то же число вершин, что и *G*. Поскольку задача о гамильтоновом цикле является NP-полной даже для планарных графов, это показывает, что задача поиска изоморфного подграфа остаётся NP-полной даже для планарного случая