Определение 1. *Самопроверяемый конечный автомат (SVFA)* $\mathcal{A} = (\Sigma, Q, q_0, \delta, F^a, F^r)$, *где* Σ, Q, q_0, δ *— из определения стандартного недетерминированного автомата,* $F^a \subseteq Q$ *— множество принимающих состояний,* $F^r \subseteq Q$ *— множество отвергающих состояний,* $Q \setminus (F^a \cup F^r)$ *— нейтральные состояния. Для каждого слова* $w \in \Sigma^*$ *существует хотя бы одно вычисление, заканчивающееся в* F^a *или* F^r. *Каждое слово должно либо приниматься, либо отвергаться.*

Теорема 1. *Для любого SVFA на* n *состояниях существует эквивалентный DFA на* $1+f(n-1)$ *состояние, где* $f(n)$ *— максимальное число максимальных клик в графе с* n *вершинами.*

Доказательство. SVFA является частным случаем NFA, поэтому нужно построить DFA, состояниями которого являются подмножества состояний SVFA.

1) поиск возможных подмножеств

Определение 2. *Два состояния* p *и* q *совместимы, если* $(L_p^a \cup L_q^a) \cap (L_p^r \cup L_q^r) = \emptyset$

2) строится граф совместимости.

Вершины— состояния SVFA; $(p, q) \in E$ тогда и только тогда, когда p и q совместимы. Максимальные клики построенного графа — допустимые подмножества состояний.

3) подсчет числа максимальных клик

q_0 совместимо со всеми состояниями, поэтому есть ровно одна максимальная клика. Осталось посчитать число максимальных клик на $n-1$ вершине. Получаем оценку $1 + f(n-1)$. □

Теорема 2. *Для любого* n *существует SVFA такой, что минимальный DFA состоит из ровно* $1 + f(n-1)$ *состояния.*