这是一个针对此问题的贪心算法。从道路的最西端开始，向东移动，直到遇到第一个距离其正西方向恰好四英里的房屋 h。我们在这个点设置一个基站（如果我们再往东走而不设置基站，我们将无法覆盖 h）。然后我们删除这个基站覆盖的所有房屋，并对剩余的房屋迭代这个过程。

这里是另一种看待这个算法的方式。对于道路上的任意一点，定义其位置为距最西端英里数 s_0。我们设置第一个基站在最东端（即最大）位置 s_1，使得所有在 0 和 s_1 之间的房屋都能被 s_1 覆盖。通常，在放置了 $\{s_1, \ldots, s_i\}$ 之后，我们在满足所有在 s_i 和 s_{i+1} 之间的房屋都能被 s_{i+1} 覆盖的条件下，将第 $i+1$ 个基站放置在最东端的位置 s_{i+1}。

设 $S = \{s_1, \ldots, s_k\}$ 表示我们的贪心算法放置的全部基站位置集合，按递增顺序（即从西到东）排序。设 $T = \{t_1, \ldots, t_m\}$ 表示最优解中基站位置的集合，按递增顺序排序。我们必须证明 $k = m$。

我们通过展示我们的贪心解 S 在某种意义上“领先”于最优解 T 来做到这一点。具体来说，我们声明对于每个 i，都有 $s_i \geq t_i$，并通过归纳证明此声明。对于 $i = 1$ 时，此声明成立，因为我们在放置第一个基站之前尽可能向东推进。现在，假设对于某个值 $i \geq 1$ 成立；这意味着我们的算法的前 i 个中心 $\{s_1, \ldots, s_i\}$ 覆盖了最优解的前 i 个中心 $\{t_1, \ldots, t_i\}$ 所覆盖的所有房屋。因此，如果我们再添加 t_{i+1} 到 $\{s_1, \ldots, s_i\}$ 中，我们将不会遗漏 s_i 和 t_{i+1} 之间的任何房屋未被覆盖。但是，贪心算法的第 $(i+1)$ 个基站 s_{i+1} 被选择为尽可能大，以覆盖 s_i 和 s_{i+1} 之间的房屋；所以我们有 $s_{i+1} \geq t_{i+1}$。这通过归纳证明了该声明。

最后，如果 $k > m$，那么 $\{s_1, \ldots, s_m\}$ 无法覆盖所有房屋。但 $s_m \geq t_m$，且 $\{t_1, \ldots, t_m\} = T$ 覆盖所有房屋，这是一个矛盾。