Обозначим за $Code_t^n$ множество кодов длины n, исправляющих t ошибок.

Покажем что коды $Code_t^n$ сильнее кодов $Code_{2t}^{2n}$. Действительно, рассмотрим Q $= \{c_1 \cdot c_2 | c_1, c_2 \in Code_t^n\}$ ($[\cdot]$ - конкатенация слов).

Интуитивно понятно, что $Q \in Code_{2t}^{2n}$, покажем это формально.

Для c_1 выполняется $\forall x_1 \in A^n \; \forall y_1 \in Code_t^n : \; ||c_1 - x_1|| \leqslant t \; \Rightarrow \; ||c_1 - x_1|| < ||y_1 - x_1||$, и аналогично для c_2.

Заметим, что$||c_1 \cdot c_2 - x_1 \cdot x_2|| = ||c_1 - x_1|| + ||c_2 - x_2||$, поскольку $|c_1| = |x_1|$, $|c_2| = |x_2|$ и $||\cdot||$ - метрика Хемминга. С учётом этого, из предыдущего утверждения вытекает

$\forall x_1 \cdot x_2 \in A^{2n} \; \forall y_1 \cdot y_2 \in Q : \; ||c_1 \cdot c_2 - x_1 \cdot x_2|| \leqslant 2t \; \Rightarrow \; ||c_1 \cdot c_2 - x_1 \cdot x_2|| < ||y_1 \cdot y_2 - x_1 \cdot x_2||$

Такое Q подходит под определение $Code_{2t}^{2n}$, а это означает, что код из $Code_t^n$ автоматически задаёт код из $Code_{2t}^{2n}$

С другой стороны, рассмотрим код C_1:

- 0 $\rightarrow$ 000
- 1 $\rightarrow$ 111

И код C_2:

- 00 $\rightarrow$ 000000
- 01 $\rightarrow$ 000111
- 10 $\rightarrow$ 111000
- 11 $\rightarrow$ 111111

Второй код исправляет 2 ошибки, первый же исправляет не больше двух.

При кодировании 00 оба кода выдадут 000000. Допустим, при передаче первые два бита изменились: 110000.

Тогда декодирование по первому коду выдаст 10, а по второму - 00. Видим, что при высокой концентрации ошибок в пределах одной области, код меньшей длины не способен их исправить.