

$$P_1 \wedge P_2$$

P_1	P_2	$\neg P_2$	$P_1 \wedge \neg P_2$
1	1	0	0
1	0	1	1
—	—	—	—

$$\mu: M \rightarrow \{0, 1\}$$

تکلیف

یادآوری هر گزاره‌ای را در منطق گزاره می‌توان به صورت

$$P_1, \dots, P_n \rightarrow f(P_1, \dots, P_n)$$

$$(P_1 \wedge \neg P_2) \vee (P_3 \wedge P_4)$$

گزاره‌ای آسان هستند

P_1	P_2	P_3	$f(P_1, P_2, P_3)$
0	0	0	0
1	0	1	1
1	0	0	0
1	1	0	1
0	0	1	0
⋮			

برای مرتب‌بج $F: \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$ یک گزاره
 خدایت می‌شود که $f(P_1, \dots, P_n)$

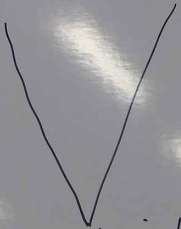
داریم:

$$\mu(f(P_1, \dots, P_n)) = F(\mu(P_1), \dots, \mu(P_n))$$

Ans

P_1	P_2	P_3	$f(P_1, P_2, P_3)$
0	0	0	0
1	0	1	1
1	1	1	0
1	0	0	0
0	1	1	1
1	1	0	1
0	0	1	0
0	1	0	0

اثبات قرار دهم



$$\left\{ z \mid \text{اندیس طریقی} \right\}$$

برابر با ۱



$$Q_{ij}$$

$$Q_{ij} = \begin{cases} p_{ij} \\ -p_{ij} \end{cases}$$

اگر $p_{ij} = 1$

اگر $p_{ij} = 0$

بی گزاره $f(p_1, p_2, p_3)$ در مثال

آیند حاصل از به صورت زیر باشد:

$$(p_1 \wedge \neg p_2 \wedge p_3) \vee (\neg p_1 \wedge p_2 \wedge p_3) \vee$$

$$(p_1 \wedge p_2 \wedge \neg p_3)$$

توجه بیان دیگر لم فوق به صورت

زیر است: مجموعه نماهای منطقی

{ ۱، ۷، ۸ } کامل است

(بعضی هر جدول ارزشی را می تواند تولید کند)

$$P \mid q := \neg(P \wedge q)$$

نشان دهنده ادات ^{سفره} کامل است.

تمرین نشان دهنده ادات \downarrow کامل است

$$P \downarrow q := \neg(P \vee q)$$

(مجدول اندیش آن را نیز بسازید)

تمرین $\{ \neg, \wedge \}$ کامل است

$$P \vee q \equiv \neg(\neg P \wedge \neg q)$$

تمرین ادات دوتایی \neg (ادات ^{سفره})

را در جدول زیر، در نظر بگیرید.

نرخ نشان رسیدن اوقات
درتای کامل حال، استند

$$p \vee \neg p$$

p	$\neg p$	$p \vee \neg p$
1	0	1
0	1	1

$$q \rightarrow (q \rightarrow p)$$

تعریف

① گزاره $f(p_1, \dots, p_n)$ را یک

تا توتوری می خوانیم هرگاه برای هر تابع

(تغییر دیت)

از مابین $\mu: M \rightarrow \{0, 1\}$ داشته باشیم
 $\mu(f(p_1, \dots, p_n)) = 1$

② (گزاره φ, ψ را معادل

می خوانیم و می نویسیم $\varphi = \psi$ ،

هرگاه $\varphi \leftrightarrow \psi$ یک تا توتوری باشد

(به بیان دیگر جدول ارزش از φ یکسان باشد)

$$\textcircled{4} \text{ گزاره: } \neg f(p_1 - p_n)$$

تناقض (تناقض آمیز)
Contradiction)
می خوانیم

هرگاه نقیض آن تا ولوژی باشد

مثال $p \wedge p$

$$\textcircled{3} \text{ گزاره: } f(p_1 \rightarrow p_n)$$

ارضا شدن
Satisfiable
می خوانیم

$$\mu = M \rightarrow \{0, 1\}$$

هرگاه یک تابع از μ به $\{0, 1\}$

$$\mu(f(p_1 - p_n)) = 1$$

به معنی که

سوال (جذبہ آثار لکچر ۱۴۴۴ھ)

$$① A \rightarrow (B \rightarrow A)$$

$$② A \wedge B \rightarrow A$$

$$③ A \rightarrow A \vee B$$

$$④ \neg \neg A \leftrightarrow A$$

$$⑤ A \rightarrow (B \rightarrow C) \leftrightarrow (A \rightarrow B) \rightarrow (A \rightarrow C)$$

PR

رابطه \equiv روی مجموعه
توجه کنید که

یک رابطه هم ارزی است.

$(PR \equiv \downarrow)$
 \downarrow
 $(\neg, \wedge, \vee, \neg, [p \wedge \neg p], [p \vee \neg p])$
 شکل یک خبر لوکی می دهه (کنترل نام یارگی)

توجه

$$(6) A \rightarrow (B \rightarrow A \wedge B)$$

$$(7) (A \rightarrow B) \rightarrow ((C \rightarrow B) \rightarrow (A \vee C \rightarrow B))$$

$$(8) ((A \rightarrow B) \wedge (\neg A \rightarrow B)) \rightarrow B$$

$$(9) (A \vee B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C \wedge B \rightarrow C)$$

$f(p_1, \dots, p_n)$ وجود دارد، معادل

بماند $P = NP$ در علم P مستور است

(آیا حریفی که حل کردن درستی جواب

آسان است آسان است)

(Stephen Cook - The importance of

لوحه $f(p_1, \dots, p_n)$ بررسی این که آیا گزاره

تا زمانی که نیاز به یک جدول ارزش

با 2^n سطر دارد. در واقع سوال این که

آیا الگوریتم ساده‌تری برای بررسی تا زمانی که بودن
($P \neq NP$ Question)

تصویر (فردگی)

Compactness

فرض کنید \sum یک مجموعه نامتناهی

از گره‌ها در منطق گره‌ها باشد

فرض کنید برای هر تعداد متناهی گره‌ها
 $\varphi_1, \varphi_2, \dots, \varphi_n \in \sum$

(بیان معادل)

یک تابع ارزیابی $\mu: M \rightarrow \{0, 1\}$ موجود است

$$\mu(\varphi_1) = \mu(\varphi_2) = \dots$$

$$= \mu(\varphi_n) = 1$$

به طوری

تناقض همواره از بخش متناهی ناشی

می شود

آن گاه یک تابع ارزیابی $\mu: M \rightarrow \{0, 1\}$

موجود است به طوری که برای هر $\varphi \in \Sigma$

$$\mu(\varphi) = 1$$

نوع

$$\Sigma = \{ \varphi_1, \varphi_2, \dots \}$$

گزاره نیست $\varphi: \varphi_1, \varphi_2, \varphi_3, \dots$

اما در قضیه فشردگی در واقع یک گزاره فرض می‌ماند φ

مد نظر ماست.

تعریف

می‌گوئیم مجموعه Σ از گزاره‌ها متناهیاً اضانی‌پذیر

است هرگاه هر تعداد متناهی از گزاره‌های موجود در آن اضانی‌پذیر باشد؛

یعنی برای هر $\Sigma \vdash \varphi_i - \varphi_j$ از مابقی μ وجود داشته باشد.

$$\mu(\varphi_1) = \mu(\varphi_2) = \dots = \mu(\varphi_n) = 1$$

تصویر (فردگی)

Compactness

هر مجموعه متناهیماً ارضانپذیر از گزارها

ارضانپذیر است

انبار

فرض کنید Σ یک مجموعه متناهی از کار از گزاره‌ها باشد.

بنابراین وزن یک مجموعه $\Sigma' \subseteq \Sigma$ مورد است به طوری که

Σ' متناهی ارضایی است

$\{ \Sigma' \text{ ماکزیمال است (یعنی هیچ مجموعه متناهی ارضایی مانند } \Sigma' \text{ وجود ندارد به طوری که } \Sigma' \subsetneq \Sigma') \}$

لم زرد

فرض کنید $(A, <)$ یک مجموعه مرتب

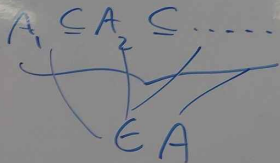
غزنی باشد (درخت باشد). فرض کنید که هر زیردر A

دارای یک کران بالا در A باشد. آن گاه A دارای

یک عنصر کمترین است.

نقد (مزره)

فرض کنید A یک مجموعه از مجموعه‌ها باشد که تحت اجتماع زنجیره‌ای است.



$$\bigcup_{i \in I} A_i \in A$$

آن‌گاه A شامل یک مجموعهٔ مکرر است.